

Inhaltsverzeichnis

1	Einleitung	2
1.1	Problembeschreibung	2
1.2	Motivation für Dekompositionsansätze	7
2	Der erste Dekompositionsansatz	8
2.1	Berechnen einer Jobreihenfolge	8
2.1.1	Ganzzahlige Lineare Programmierung	8
2.1.2	Der Algorithmus von Gilmore und Gomory	9
2.1.3	Heuristische Verfahren	10
2.2	Zuweisung von Ressourcen	14
2.2.1	Zulässigkeit der Zuweisung	14
2.2.2	Optimierung der Ressourcenzuweisung	16
2.3	Unzulässige Reihenfolgen	17
3	Der zweite Dekompositionsansatz	18
3.1	Ressourcenzuweisung	18
3.1.1	Ressourcenzuweisung mit Binpacking	19
3.1.2	Zulässigkeit der Zuweisung	22
3.2	Anordnung der Jobgruppen	26
3.2.1	MIP mit fixierten Bins	26
3.2.2	MIP mit freien Bins	30
3.2.3	Mehrere fixierte Reihenfolgen	32
3.2.4	Nachbarschaftssuche	34
4	Rechenergebnisse und Vergleiche	35
4.1	35
4.1.1	Vergleich der Heuristiken	35

1 Einleitung

1.1 Problembeschreibung

Bei synchronen Flow-Shop-Problemen handelt es sich um Produktionsplanungsprobleme, bei denen die zu produzierenden Güter (Jobs) z.B. auf einer zyklisch angeordneten Produktionsanlage produziert werden. Die Produktionsanlage besteht aus m Stationen, die sich mit der Anlage drehen. Außen, um die Anlage herum, befinden sich m fortlaufend nummerierte fixierte Maschinen M_1, \dots, M_m , die die einzelnen Produktionsschritte durchführen. Dabei handelt es sich bei Maschine M_1 um das Einlegen des Jobs in die Anlage und nach der letzten Maschine M_m wird das fertige Produkt entnommen. Durch Rotation der Anlage werden die Stationen mit den auf ihnen befindlichen Jobs zur jeweils nächsten Maschine transportiert. Die Reihenfolge, in der alle Jobs die Maschinen durchlaufen müssen ist also fest vorgegeben. In Abbildung 1.1 ist eine solche zyklische Anlage dargestellt. Eine Rotation darf immer nur dann stattfinden, wenn alle Maschinen

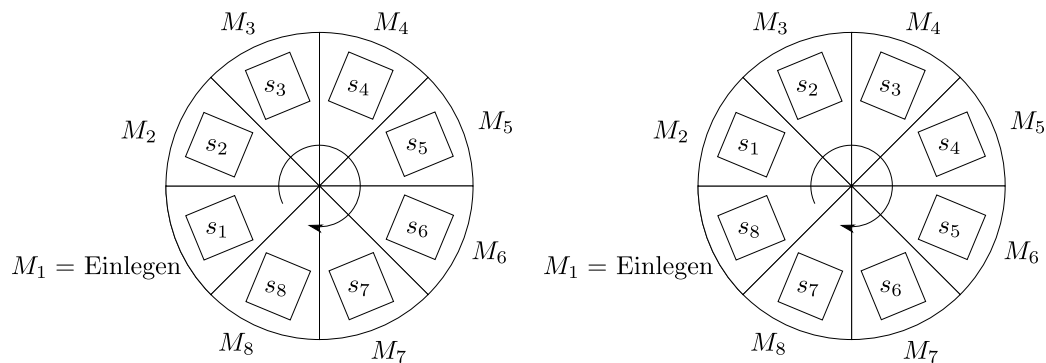


Abbildung 1.1: Kreisförmige Anlage mit $m = 8$ Maschinen und Stationen, rechts nach einer Rotation. Die Stationen, in die die Jobs eingelegt werden, drehen sich mit der Anlage zu den außen herum aufgestellten Maschinen.

ihren Produktionsschritt an ihrem aktuellen Job durchgeführt haben. Auf diese Weise können die Jobs, im Gegensatz zum klassischen (asynchronen) Flow-Shop, immer nur *synchron* zur nachfolgenden Maschine gelangen. Die Zeit, die zwischen zwei Rotationen vergeht, wird als *Zykluszeit* bezeichnet.

Die zu produzierenden Jobs sind gegeben durch die Menge $J = \{1, \dots, n\}$ und die Prozesszeiten von Job j auf Maschine M_i sind durch p_{ij} gegeben. Eine Beispielinstantz mit $n = 5$ und $m = 3$ ist in Tabelle 1.2 zu sehen. Ziel ist es, eine Permutation π

	1	2	3	4	5
M_1	4	1	2	5	4
M_2	6	5	5	2	5
M_3	5	6	4	4	4

Abbildung 1.2: Beispielinstantz mit 5 Jobs und 3 Maschinen. Die Werte in der Tabelle sind die Prozesszeiten p_{ij} .

der Jobs zu erstellen, die die gesamte Produktionsdauer minimiert. Diese Zielfunktion wird mit C_{\max} bezeichnet. Die Beispielinstantz in Abbildung 1.2 ist in Abbildung 1.3 als Gantt-Diagramm aufgetragen. Oben sind die Jobs in der initialen Reihenfolge (1-2-3-4-5) und unten in einer bezüglich C_{\max} optimalen Reihenfolge. Die Zykluszeiten c_t mit $1 \leq t \leq n + m - 1$ berechnen sich wie folgt:

$$c_t = \max_{i=\max\{1, t-n+1\}}^{\min\{t, m\}} p_{i\pi_{t-i+1}}$$

Die Zielfunktion lässt sich also durch $C_{\max} = \sum_{t=1}^{n+m-1} c_t$ berechnen. Andere Zielfunktionen werden in dieser Masterarbeit nicht betrachtet.

Eine Teilmenge $D \subseteq \{1, \dots, m\}$ der Maschinen heißt *dominierend*, wenn

$$p_{dj} \geq p_{ej} \quad \forall j \in J, d \in D, e \notin D$$

ist. Die Prozesszeiten aller Jobs auf dominierenden Maschinen sind also immer mindestens so groß wie die Prozesszeiten auf den restlichen Maschinen. Treten dominierende Maschinen auf, müssen für die Berechnung der Zykluszeiten die Prozesszeiten auf den übrigen Maschinen also nicht betrachtet werden. Dominierende Maschinen treten in der Praxis häufig auf und spielen in dieser Masterarbeit eine tragende Rolle, vor allem in Kapitel 3.

Zusätzlich benötigen die Jobs unter Umständen Ressourcen aus einer Menge R , um in die Stationen eingelegt werden zu können. Diese Ressourcen können erst nach Fertigstellung eines Jobs, also nachdem er nach Maschine M_m aus der Anlage genommen wurde, wiederverwendet werden. Sie sind allerdings nur in begrenzter Zahl vorhanden und im Allgemeinen ist nicht jede Ressource für jeden Job geeignet. Für $j \in J$ sei $\rho_j \subseteq R$ die Menge der Ressourcen, die für j geeignet ist. Umgekehrt sei für $r \in R$ mit $\iota_r \subseteq J$ die Menge der Jobs bezeichnet, für die r geeignet ist. An Maschine M_1 kann es daher notwendig sein, vor dem Einlegen des nächsten Jobs die Ressource zu wechseln, wenn auf der entsprechenden Station zuvor Job $j \in J$ mit Ressource $r \in \rho_j$ fertiggestellt wurde und nun Job $j' \notin \iota_r$ eingelegt werden soll.

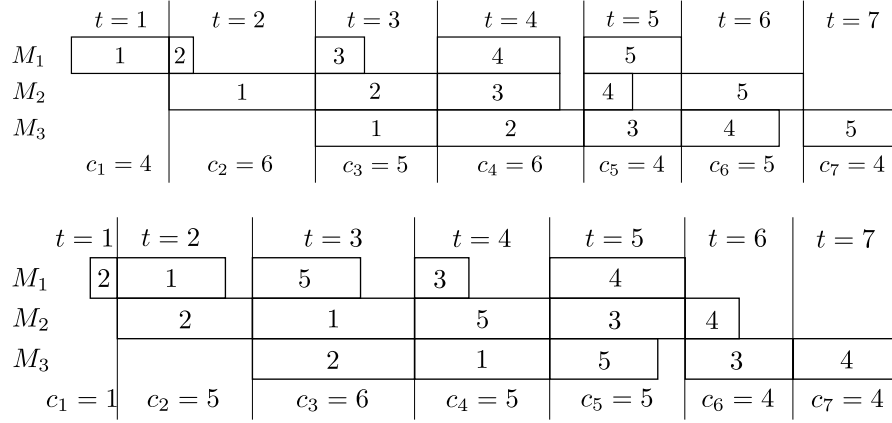


Abbildung 1.3: Gantt-Diagramme der initialen Reihenfolge der Beispielinstantz in Abb. 1.2 mit $C_{\max} = 34$ und einer optimalen Reihenfolge mit $C_{\max} = 30$.

Für die Ressourcen können folgende Situationen auftreten:

- Alle Ressourcen sind für alle Jobs geeignet, also $\rho_j = R$ für alle $j \in J$.
- Die Jobs lassen sich in disjunkte Gruppen unterteilen, so dass für alle Jobs aus einer Gruppe dieselbe Ressourcenmenge geeignet ist. Wenn also $\rho_i \cap \rho_j \neq \emptyset$, dann folgt $\rho_i = \rho_j$.
- Die Ressourcenmengen bilden Hierarchien. D.h., wenn $\iota_q \cap \iota_r \neq \emptyset$, dann folgt $\iota_q \subseteq \iota_r$ oder $\iota_r \subseteq \iota_q$.
- Die ρ_j sind beliebige Teilmengen von R .

Neben dem Wechsel von Ressourcen, der zusätzliche Zeit in Anspruch nimmt, können auch andere Formen von *Rüstkosten* auftreten. Z.B. kann es sein, dass an einer Station zunächst einige Umstellungen vorgenommen werden müssen, bevor der neue Job eingelegt werden kann. Die Jobs können in Familien \mathcal{F} eingeteilt werden, so dass beim Übergang zwischen zwei Jobs aus den Familien f und g die Rüstkosten s_{fg} auftreten. Diese Rüstkosten können

- sowohl vom Vorgänger als auch vom Nachfolger abhängig sein (s_{fg}),
- nur vom Nachfolger abhängig sein ($s_{fg} = s_g$) oder
- konstant sein ($s_{fg} = s > 0$).

Dabei wird $s_{ff} = 0$ angenommen für alle $f \in \mathcal{F}$, es treten also keine Rüstkosten innerhalb einer Familie auf. Wenn Ressourcen notwendig sind, können die Familien über die

	1	2	3	4	5
1	0	8	5	9	4
2	6	0	6	8	8
3	4	7	0	5	4
4	5	7	8	0	9
5	4	5	8	9	0

Abbildung 1.4: Rüstkosten für die Beispielinstantz aus Tabelle 1.2. Beispielsweise treten Rüstkosten von 6 auf, wenn von Job 2 auf Job 1 gewechselt werden muss.

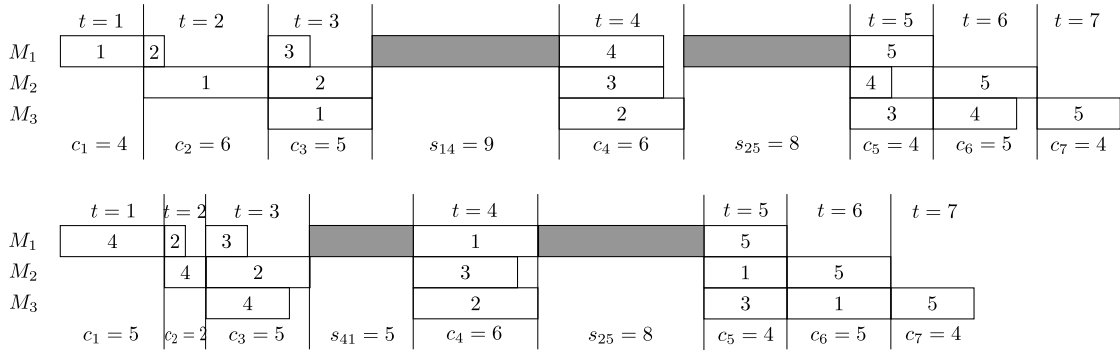


Abbildung 1.5: Initiale und eine optimale Lösung als Gantt-Diagramme für das Beispiel aus Abb. 1.2 erweitert um Rüstkosten aus Abb. 1.4.

Ressourcen definiert werden: Wenn $\rho_i = \rho_j$, dann gehören i und j zur gleichen Familie. Das setzt allerdings voraus, dass für i und j auf jeden Fall die selbe Ressource verwendet wird, falls sie in π im Abstand von m vorkommen.

Wenn Rüstkosten auftreten, soll nicht mehr nur die Summe aller Zykluszeiten minimiert werden, sondern zusätzlich noch die Summe aller auftretenden Rüstkosten. Die Zielfunktion C_{\max} lässt sich dann als

$$\min \left(\sum_{t=1}^{n+m-1} c_t + \sum_{i=1}^{n-m} s_{i,i+m} \right)$$

formulieren, wobei hier die Rüstkosten direkt mit den Jobs statt mit den Familien indiziert sind.

In Abbildung 1.4 ist eine mögliche Rüstkostentabelle für das Beispiel aus 1.2 gegeben. Die initiale Reihenfolge und eine optimale sind in Abbildung 1.5 als Gantt-Diagramm dargestellt.

Insgesamt gilt es, neben der Reihenfolge π auch ein Mapping $f : J \rightarrow R$ zu finden,

das jedem Job $j \in J$ eine Ressource $r \in \rho_j$ zuweist und folgenden Ansprüchen genügt:

- f muss zulässig sein in dem Sinne, dass beim Einlegen jedes Jobs $j \in J$ eine Ressource $r \in \rho_j$ verfügbar ist (d.h., dass r sich nicht gerade an anderer Stelle in der Anlage befindet).
- f und π zusammen sollen optimal sein in dem Sinne, dass die Summe aus den durch π und f definierten Zykluszeiten und Rüstkosten minimal ist.

Im Folgenden wird ein Mixed Integer Linear Program (MIP) vorgestellt, dass das Gesamtproblem löst, allerdings ohne die Verfügbarkeit von Ressourcen zu beachten. Dabei ist N die Indexmenge der Jobs, also $N = \{1, \dots, n\}$ und $T = \{1, \dots, n + m - 1\}$ ist die Indexmenge der Zykluszeiten. Die Binärvariablen x_{jk} geben an, an welcher Position k sich Job j befindet. Es gilt $x_{jk} = 1$ genau dann, wenn j an Position k ist. Die Binärvariablen y_{jh} haben genau dann den Wert 1, wenn Job j genau m Positionen vor Job h in π liegt. Damit können in der Zielfunktion die Rüstkosten s_{jh} aufsummiert werden, die beim Übergang von j zu h auftreten:

$$\min \quad \sum_{t=1}^{n+m-1} c_t + \sum_{j=1}^n \sum_{h=1}^n s_{jh} y_{jh} \quad (1.1)$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{k=1}^n x_{jk} = 1 \quad j \in N \quad (1.2)$$

$$\sum_{j=1}^n x_{jk} = 1 \quad k \in N \quad (1.3)$$

$$c_t \geq \sum_{j=1}^n p_{t-k+1,j} \cdot x_{jk} \quad t \in T, k = \max\{1, t - m + 1\}, \dots, \min\{n, t\} \quad (1.4)$$

$$y_{jh} + 1 \geq x_{j,k-m} + x_{hk} \quad j, h \in N, k = m + 1, \dots, n \quad (1.5)$$

$$c_t \geq 0 \quad t \in T \quad (1.6)$$

$$x_{jk} \in \{0, 1\} \quad j, k \in N \quad (1.7)$$

$$y_{jh} \in \{0, 1\} \quad j, h \in N \quad (1.8)$$

Die Nebenbedingungen (1.2) und (1.3) stellen sicher, dass sich jeder Job an genau einer Position befindet und dass sich an jeder Position genau ein Job befindet. In Nebenbedingung (1.4) werden die Zykluszeiten bestimmt. In (1.5) werden die y_{jh} auf 1 gesetzt, wenn $x_{j,k-m}$ und x_{hk} auf 1 gesetzt sind. In der Zielfunktion (1.1) wird die Summe aus allen Zykluszeiten gebildet und die Summe aller auftretenden Rüstkosten s_{jh} .

Obwohl in diesem MIP nicht die Verfügbarkeiten von Ressourcen beachtet werden, benötigt es schon bei $n = 20$ mehrere Stunden zum Finden der optimalen Lösung. Es ist also für Instanzen mit mehreren Tausend Jobs nicht geeignet. Aufgrund dieser Tatsache ist eine heuristische Herangehensweise an synchrone Flow-Shop-Probleme mit

Ressourcen und Rüstkosten eine gute Alternative.

1.2 Motivation für Dekompositionsansätze

In [WK] wurde gezeigt, dass schon das Optimieren bezüglich C_{\max} , also ohne Ressourcen und Rüstkosten, \mathcal{NP} -schwer ist für $m > 2$. Versuche, dieses Problem – oder auch einige Spezialfälle davon – mit ganzzahliger linearer Programmierung optimal zu lösen, waren nur für sehr kleine Instanzen mit $n < 30$ in hinnehmbarer Zeit erfolgreich, was weit hinter praktischen Anforderungen zurückliegt (vgl. Abschnitt 2.1.1). Aufgrund der Komplexität des Gesamtproblems (vgl. das MIP aus Abschnitt 1.1) sollen in dieser Arbeit zwei Dekompositionsansätze verfolgt werden:

1. Zunächst wird eine Reihenfolge π aufgestellt, ohne Ressourcen und Rüstkosten zu betrachten, so dass C_{\max} möglichst gut ist. Anschließend wird ein Mapping f basierend auf π erstellt, möglichst ohne nachträgliche Änderung an π vorzunehmen.
2. Es wird zuerst ein Mapping f erstellt, so dass die Ressourcen zulässig zugewiesen sind und die durch die Ressourcenwechsel verursachten Rüstkosten minimal sind. Anschließend werden, ohne f zu verändern, die Jobs so in einer Reihenfolge π angeordnet, dass die Zykluszeiten möglichst minimal sind.

Beide Ansätze liefern natürlich im Allgemeinen keine optimalen Lösungen, da jeweils getrennt bezüglich π und f optimiert wird, obwohl die optimale Lösung von beiden zusammen abhängig ist. Außerdem sind selbst die aus den Ansätzen resultierenden Teilprobleme teilweise noch \mathcal{NP} -schwer. Beispielsweise ist bei Ansatz (1) das Berechnen einer C_{\max} -optimalen Reihenfolge π in dem Spezialfall, dass es nur eine dominierende Maschine gibt trivial, da C_{\max} bei jeder Reihenfolge identisch ist, und wenn es genau zwei benachbarte dominierende Maschinen gibt, ist es mit dem Algorithmus von Gilmore und Gomory [GG64] in Polynomialzeit lösbar. Bei der anschließenden Zuweisung von Ressourcen ist noch unbekannt, ob ein polynomieller Algorithmus existiert.

Je nachdem, ob die Rüstkosten die Zykluszeiten dominieren oder umgekehrt, ist Ansatz (2) bzw. Ansatz (1) vielversprechender.

2 Der erste Dekompositionsansatz

Beim ersten Dekompositionsansatz wird zunächst eine (möglichst gute) Jobreihenfolge π bestimmt. Dabei werden Ressourcen und Rüstkosten außer Acht gelassen. Es wird also zunächst ausschließlich C_{\max} optimiert. Anschließend wird ein Mapping f aufgestellt, so dass Ressourcen nur dann eingeplant werden, wenn sie auch zur Verfügung stehen, und darüber hinaus möglichst selten ausgetauscht werden müssen, so dass geringe Rüstkosten auftreten.

In Abschnitt 2.1 werden einige exakte und heuristische Verfahren für die Berechnung einer C_{\max} -optimalen Reihenfolge π vorgestellt, was im Allgemeinen \mathcal{NP} -schwer ist. Anschließend werden in Abschnitt 2.2 Verfahren vorgestellt, die ein möglichst gutes Mapping f erzeugen. Dabei wird darauf eingegangen, ob mit der gegebenen Reihenfolge π und den gegebenen Ressourcen überhaupt eine zulässige Lösung möglich ist, und, wie dann ggf. die Zulässigkeit durch nachträgliche Änderungen an π erzeugt werden kann.

2.1 Berechnen einer Jobreihenfolge

Das Finden einer C_{\max} -optimalen Jobreihenfolge ist im Allgemeinen \mathcal{NP} -schwer. Daher wird im ersten Unterabschnitt 2.1.1 zunächst ein MIP vorgestellt, das solch eine Reihenfolge findet. Anschließend wird in Unterabschnitt 2.1.2 auf einen Spezialfall eingegangen, der in polynomieller Zeit lösbar ist. Danach werden in 2.1.3 einige heuristische Verfahren vorgestellt.

2.1.1 Ganzzahlige Lineare Programmierung

Zum Finden einer C_{\max} -optimalen Lösung wurde folgendes MIP aufgestellt, das in dieser Form auch schon in [KS03] vorgestellt wurde. Es ist identisch mit dem MIP in Abschnitt 1.1 bis auf die Nichtberücksichtigung der Rüstkosten.

$$\min \quad \sum_{t=1}^{n+m-1} c_t \tag{2.1}$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{k=1}^n x_{jk} = 1 \quad j \in N \quad (2.2)$$

$$\sum_{j=1}^n x_{jk} = 1 \quad k \in N \quad (2.3)$$

$$c_t \geq \sum_{j=1}^n p_{t-k+1,j} \cdot x_{jk} \quad t \in T, k = \max\{1, t - m + 1\}, \dots, \min\{n, t\} \quad (2.4)$$

$$c_t \geq 0 \quad t \in T \quad (2.5)$$

$$x_{jk} \in \{0, 1\} \quad j, k \in N \quad (2.6)$$

Dieses MIP liefert für Instanzen mit $n \leq 30$ eine optimale Lösung in unter einer Stunde. Diese Laufzeiten sind zwar schon deutlich besser als die Variante mit Rüstkosten in Abschnitt 1.1, bei größeren Instanzen ist dieser Zeitaufwand allerdings immer noch nicht praktikabel.

Für Instanzen mit $n \leq 500$ ist die beste nach einer halben Stunde gefundene Lösung (obere Schranke) in ihrer Güte vergleichbar mit den Heuristiken, die in Unterabschnitt 2.1.3 vorgestellt werden (für einen Vergleich s. 4.1.1). In diesem Sinne kann dieses MIP daher ebenfalls als Heuristik betrachtet werden.

2.1.2 Der Algorithmus von Gilmore und Gomory

Der Algorithmus von Gilmore und Gomory [GG64] löst in $\mathcal{O}(n \log n)$ einen speziellen Fall des gerichteten Travelling-Salesman-Problems (TSP), bei dem alle Knoten i zwei Parameter a_i, b_i haben und die Kantenkosten c_{ij} zwischen je zwei Knoten i und j nur von a_i und b_j abhängig sind.

Diese Situation liegt beim synchronen Flow-Shop vor, wenn es nur zwei benachbarte dominierende Maschinen gibt. O.B.d.A seien dies M_1 und M_2 . Jobs können durch Knoten repräsentiert werden und die beiden Prozesszeiten auf den dominierenden Maschinen liefern die Parameter a_i und b_i . Der Abstand zwischen zwei Knoten entspricht dann der Zykluszeit, die die entsprechenden Jobs verursachen, wenn sie nebeneinander liegen. Die Berechnung der Zykluszeiten vereinfacht sich hier zu $c_t = \max\{p_{2\pi_{t-1}}, p_{1\pi_t}\}$ für $2 \leq t \leq n$. Sie sind also für je zwei Jobs π_{t-1}, π_t nur noch von der Prozesszeit des vorderen Jobs auf der zweiten Maschine ($p_{2\pi_{t-1}}$) und der Prozesszeit des hinteren Jobs auf der ersten Maschine ($p_{1\pi_t}$) abhängig.

Auf die Funktionsweise des Algorithmus soll in dieser Arbeit nicht näher eingegangen werden. Eine Anwendung des Algorithmus von Gilmore und Gomory als Heuristik für ein Problem mit mehreren dominierenden Maschinen wird in 2.1.3 beschrieben.

2.1.3 Heuristische Verfahren

Aufgrund der \mathcal{NP} -Schwere der Optimierung von C_{\max} im allgemeinen Fall und der schlechten Laufzeit des MIPs aus Abschnitt 2.1.1 bei Instanzen realer Größe werden hier einige heuristische Ansätze zur Berechnung von π vorgestellt.

Non-Full-Schedule-Heuristik

Diese Heuristik ist eine konstruktive Greedy-Heuristik, die Schritt für Schritt einen Job an π anhängt, beginnend mit einer leeren Reihenfolge. Sie arbeitet ähnlich wie die Nearest-Neighbor-Heuristik beim TSP. In jeder Iteration werden alle noch verbleibenden Jobs bewertet und der Job mit der besten Bewertung wird an π angehängt. Die Heuristik benötigt also genau n Iterationen. Die Bewertungsfunktion betrachtet die letzten $m - 1$ Zykluszeiten der noch nicht fertigen Reihenfolge, wobei die Zykluszeiten am Anfang bei einer noch leeren Reihenfolge als 0 angenommen werden. Für jeden Job j , der noch nicht in π ist, werden diese $m - 1$ Zykluszeiten mit den ersten $m - 1$ Prozesszeiten von j verglichen. Die Idee ist, dass diese möglichst übereinstimmen sollten. Ist eine Prozesszeit sehr viel größer als die aktuelle Zykluszeit, zu der sie hinzugefügt werden würde, würde die Zykluszeit entsprechend um einen Wert c_+ ansteigen. Ist umgekehrt die Zykluszeit sehr viel größer als die zugehörige Prozesszeit von j , dann würde diese kurze Prozesszeit verschenkt werden. Die Differenz aus Zykluszeit und Prozesszeit wird mit c_- bezeichnet. Die Bewertungsfunktion berechnet für jeden Job die Summe aus den $m - 1$ c_+ -Werten. Diese Summe ist die Bewertung für einen Job j . Der Job mit der kleinsten Bewertung wird an π angehängt. Falls mehrere Jobs eine optimale Bewertung haben, wird für diese Jobs als zweites Kriterium die Summe der c_- -Werte betrachtet. Der Job, bei dem diese Summe am kleinsten ist, verschenkt am wenigsten Zeit und wird ausgewählt. Das Vorgehen dieser Heuristik wird anhand der Beispielinstantz 1.2 in Abbildung 2.1 veranschaulicht.

Da in jeder Iteration alle verbleibenden Jobs betrachtet werden und für jeden dieser Jobs $m - 1$ Zeiten verglichen werden, liegt die asymptotische Laufzeit dieser Heuristik in $\mathcal{O}(n^2m)$.

Double Ended Non-Full-Schedule-Heuristik

Diese Heuristik basiert auf der Non-Full-Schedule-Heuristik. Der Unterschied besteht darin, dass π nicht nur von vorne, sondern gleichzeitig auch von hinten zur Mitte hin aufgebaut wird. Jeder noch nicht in π enthaltene Job wird pro Iteration mit beiden Enden der bisherigen Reihenfolge verglichen. Die Bewertungsfunktion für das hintere Ende arbeitet analog. Es wird der beste Job für das vordere Ende und der beste für

	$t = 1$	$t = 2$	$t = 3$	$t = 4$	$t = 5$		
M_1	2	1	5			3	4
M_2		2	1	5		3	4
M_3			2	1	5	3	4
$c_1 = 1$		$c_2 = 5$	$c_3 = 6$	$c_4 = 5$	$c_5 = 4$		

Abbildung 2.1: Illustration der Non-Full-Schedule-Heuristik anhand der Beispielinstantz in Tabelle 1.2. Bislang wurden die Jobs 2, 1 und 5 eingefügt. 3 und 4 müssen noch eingefügt werden. 2 wurde zuerst eingefügt, da dieser mit $p_{12} + p_{22} = 1 + 5$ die geringsten c_+ -Werte auf den ersten $m - 1 = 2$ Maschinen hat. 1 und 5 wurden eingefügt, weil ihre beiden ersten Prozesszeiten die beiden letzten Zykluszeiten nicht vergrößern. Als nächstes wird Job 4 eingefügt, da weder seine Prozesszeit auf M_1 ($p_{14} = 5$) die Zykluszeit $c_4 = 5$ vergrößern würde noch seine Prozesszeit auf M_2 ($p_{24} = 2$) die Zykluszeit $c_5 = 4$ vergrößern würde. Job 3 hingegen würde mit $p_{23} = 5$ die Zykluszeit $c_5 = 4$ um 1 vergrößern.

das hintere Ende gesucht und der mit der besseren Bewertung wird vorne bzw. hinten eingefügt. Die asymptotische Laufzeit liegt hier ebenfalls in $\mathcal{O}(n^2m)$.

Gilmore-Gomory-Heuristik

Diese Heuristik wendet den Algorithmus von Gilmore und Gomory auf beliebige Instanzen an. Es können zwei Fälle eintreten:

1. Unter den dominierenden Maschinen D gibt es zwei, die benachbart sind, also $\exists i \in \{1, \dots, m\}$ mit $i, i + 1 \in D$.
2. Es gibt keine benachbarten dominierenden Maschinen.

Wenn Fall (2) eintritt, werden alle m Maschinen als dominierend angesehen, da dies für den Algorithmus keine Einschränkung darstellt. Nun werden zwei benachbarte dominierende Maschinen gewählt. O.B.d.A seien dies die Maschinen M_1 und M_2 . Seien

$$d_{\min} := \min_{\substack{i \in \{1, 2\} \\ j \in J}} p_{ij} \quad (2.7)$$

$$e_{\max} := \max_{\substack{i \notin \{1, 2\} \\ j \in J}} p_{ij} \quad (2.8)$$

$$K := \frac{e_{\max}}{d_{\min}}, \quad (2.9)$$

wobei $d_{\min} = 0$ und daraus folgend $K = \infty$ erlaubt sind. Nun wird aus der gegebenen Instanz I eine neue Instanz I' erzeugt, die sich nur dadurch von I unterscheidet, dass die Prozesszeiten auf allen dominierenden Maschinen außer auf M_1 und M_2 mit $\frac{1}{K}$ skaliert werden, also

$$p'_{ij} := \begin{cases} \frac{p_{ij}}{K} & \text{für } i \in D \setminus \{1, 2\} \\ p_{ij} & \text{sonst.} \end{cases} \quad (2.10)$$

Auf diese Weise sind M_1 und M_2 in I' die einzigen dominierenden Maschinen und folglich kann I' mit dem Algorithmus von Gilmore und Gomory optimal gelöst werden. Die resultierende Reihenfolge π wird als heuristische Lösung für die ursprüngliche Instanz I verwendet.

Da die Prozesszeiten der in I' vernachlässigten dominierenden Maschinen sich um den Faktor K von denen in I unterscheiden, können sich die aus π ergebenden Zykluszeiten von I und I' auch maximal um den Faktor K unterscheiden:

$$c_t \leq K \cdot c'_t \quad \forall 1 \leq t \leq n + m - 1 \quad (2.11)$$

Da die optimale Lösung von I' eine untere Schranke für die optimale Lösung von I ist, also $C'_{\max} \leq C_{\max}$, folgt für die Lösung L_{GG} der Gilmore-Gomory-Heuristik:

$$L_{GG} \leq K \cdot C'_{\max} \leq K \cdot C_{\max} \quad (2.12)$$

Die Gilmore-Gomory-Heuristik hat also eine relative Gütegarantie von K . Bei der Wahl der beiden benachbarten dominierenden Maschinen sollte darauf geachtet werden, dass d_{\min} möglichst groß und e_{\max} möglichst klein ist. Dadurch ist dann auch der Gütefaktor K am kleinsten.

Das Finden der geeigneten dominierenden Maschinen kann in $\mathcal{O}(nm)$ durchgeführt werden. Das Anpassen der Prozesszeiten der übrigen dominierenden Maschinen ist nur in der Theorie von Interesse. Der Gilmore-Gomory-Algorithmus kann diese einfach ignorieren. Die Gesamtlaufzeit beträgt daher $\mathcal{O}(nm + n \log n)$.

Für die weitere Analyse dieser Heuristik soll der Begriff der *Semidominanz* eingeführt werden. Die Semidominanz ist ein Maß dafür, wie weit eine Teilmenge von Maschinen davon entfernt ist, dominierend zu sein. Eine Semidominanz von 0 bedeutet, die Maschinen sind dominierend. Für eine Teilmenge von Maschinen $D \subseteq \{1, \dots, m\}$ sei

$$d_{\min} = \min_{\substack{i \in D \\ j \in \{1, \dots, n\}}} p_{ij}$$

die kleinste ihrer Prozesszeiten, analog zur obigen Definition von d_{\min} . Die Semidominanz ist dann definiert als

$$\mathcal{D}_D := \sum_{i \notin D} \sum_{j=1}^n \max\{0, p_{ij} - d_{\min}\}.$$

Unabhängig von der *relativen* Gütegarantie K liefert diese Heuristik auch eine *absolute* Gütegarantie von $\mathcal{D}_{\{i,i+1\}}$, wenn M_i und M_{i+1} als benachbarte Maschinen ausgewählt werden. Die Gilmore-Gomory-Heuristik liefert also besonders gute Näherungen, wenn zwei benachbarte Maschinen fast dominierend sind und nur wenige Prozesszeiten auf anderen Maschinen dies verhindern.

Nachbarschaftssuche

Mit einer Nachbarschaftssuche können bereits existierende (nicht optimale) Reihenfolgen verbessert werden. Mögliche Nachbarschaftsoperatoren sind

- xch_{jk} : vertauscht die Jobs an den Positionen j und k miteinander,
- $shift_{jk}$: „shiftet“ den Job an Position j nach Position k . Alle Jobs zwischen j und k rücken um eins nach links (falls $j < k$) bzw. nach rechts (falls $j > k$).

Auf Grundlage dieser Nachbarschaften lassen sich außerdem z.B. Iterative Improvement, eine Tabu-Suche oder Simulated Annealing implementieren.

Im Rahmen dieser Arbeit wurde ein Simulated Annealing Algorithmus auf Grundlage der xch_{jk} -Nachbarschaft implementiert. Es wird mit einer zufälligen initialen Reihenfolge π begonnen. Die Funktion, die C_{\max} von π berechnet, sei mit c bezeichnet. Pro Iteration werden zufällige j und k bestimmt, mit denen eine benachbarte Lösung $\pi' = xch_{jk}(\pi)$ erzeugt wird. Ist π' besser als die aktuelle Lösung π , d.h. $c(\pi') < c(\pi)$, wird π' als neue Lösung übernommen. Ist π' schlechter als π , wird π' nur mit einer bestimmten Wahrscheinlichkeit übernommen. Diese Wahrscheinlichkeit beträgt $e^{\frac{c(\pi) - c(\pi')}{t_i}}$, wobei $(t_i)_i$ eine Nullfolge ist und i die Anzahl der bisher durchgeführten Iterationen angibt. Die Folge $(t_i)_i$ wird auch als „Temperatur“ bezeichnet, die im Laufe des Verfahrens abnimmt. Es wurde mit unterschiedlichen Temperaturen experimentiert. Es wurden

- $t_i = \alpha t_{i-1}$ für unterschiedliche $\alpha \in]0, 1[$ und
- $t_i = \frac{c}{i}$,
- $t_i = \frac{c}{\log i}$ und
- $t_i = c \frac{|\cos \frac{i}{30}|}{i}$

jeweils für unterschiedliche $c \in \mathbb{R}_+$ getestet. Die besten Resultate lieferte $t_i = 50 \frac{|\cos \frac{i}{30}|}{i}$. Durch den Cosinus schwankt die Temperatur, so dass abwechselnd verschlechternde Lösungen erlaubt bzw. nicht erlaubt werden. Das Verfahren terminiert, sobald in 1000 aufeinander folgenden Iterationen keine neue beste Lösung gefunden werden konnte.

Dieser Simulated Annealing Algorithmus lieferte in Tests meist etwas bessere Ergebnisse als die übrigen Heuristiken. Die Heuristiken werden in Kapitel 4 verglichen.

2.2 Zuweisung von Ressourcen

In diesem Abschnitt geht es darum, den Jobs in der Reihenfolge π , die in Abschnitt 2.1 aufgestellt wurde, Ressourcen zuzuweisen. An diese Zuweisung werden zwei Anforderungen gestellt:

1. Die Zuweisung muss zulässig sein. Das heißt, ist eine Ressource einem Job zugewiesen, darf sie den nachfolgenden $m - 1$ Jobs nicht mehr zugewiesen werden. Das Problem der Zulässigkeit einer Zuweisung wird im ersten Unterabschnitt 3.1.2 betrachtet.
2. Die Zuweisung soll möglichst gut sein. Wenn zwei Jobs, die im Abstand von m in π liegen, die selbe Ressource benutzen können, werden Rüstkosten eingespart, da die Ressource nicht ausgetauscht werden muss. Dieses Problem wird in Unterabschnitt 2.2.2 diskutiert.

Es ist natürlich möglich, dass bei gegebenem π keine zulässige Zuweisung von Ressourcen möglich ist. In diesem Fall muss π nachträglich geändert werden, worauf in Unterabschnitt 2.3 eingegangen wird.

2.2.1 Zulässigkeit der Zuweisung

Abhängig davon, welche Ressourcen für welche Jobs geeignet sind, kann das Zulässigkeitsproblem unterschiedlich schwer zu lösen sein. Folgende Situationen werden hier betrachtet:

- Alle Ressourcen sind für alle Jobs geeignet (trivial, es müssen m Ressourcen vorhanden sein).
- Die Ressourcenmengen sind disjunkt ($\rho_i \cap \rho_j \neq \emptyset \Rightarrow \rho_i = \rho_j$).
- Die ρ_i sind beliebige Teilmengen von R .

Der Fall, dass die Ressourcen für hierarchische Jobgruppen geeignet sind ($\iota_q \cap \iota_r \neq \emptyset \Rightarrow \iota_q \subseteq \iota_r$ oder $\iota_r \subseteq \iota_q$), wird nicht gesondert betrachtet. Da dieser Fall aber natürlich auch ein Spezialfall der beliebigen Teilmengen ist, kann er mit demselben Verfahren gelöst werden.

Zulässigkeit bei disjunkten Ressourcenmengen

Bei disjunkten Ressourcenmengen können die Jobs in Gruppen unterteilt werden, so dass zu jeder Jobgruppe eine für sie exklusive Menge an zulässigen Ressourcen zur Verfügung steht. Für die Zulässigkeit reicht es aus, statt der Ressourcenmengen ρ_i nur deren Größen $|\rho_i|$ zu betrachten (bei der Optimierung der Zuteilung ist diese Vereinfachung nicht sinnvoll). Mit einem Greedy-Algorithmus kann eine gegebene Reihenfolge π dann auf Zulässigkeit überprüft werden: Der Algorithmus durchläuft π von vorne nach hinten. Jede Jobgruppe erhält einen Counter, der mitzählt, wie viele Ressourcen momentan für sie zur Verfügung stehen. Diese Counter werden zu Beginn mit $|\rho_i|$ initialisiert. An jeder Position in π wird der Counter der zugehörigen Jobgruppe dekrementiert. Nach m Schritten wird dieser Counter wieder inkrementiert. Sollte ein Counter einmal negativ werden, gibt es keine zulässige Ressourcenzuteilung.

Zulässigkeit bei beliebigen Ressourcenteilungen

Es ist nicht bekannt, ob das Problem, zu entscheiden, ob es bei gegebenem π und beliebigen Ressourcenmengen ein zulässiges Mapping f gibt, \mathcal{NP} -vollständig ist oder ob es einen polynomiellen Algorithmus gibt.

Es besteht allerdings die Vermutung, dass es bei konstantem m einen polynomiellen Algorithmus in n gibt. Ein Indiz für diese Vermutung liefert folgendes MIP:

$$\max \quad 0 \tag{2.13}$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{r \in \rho_i} x_{ir} = 1 \quad i \in N \tag{2.14}$$

$$x_{ir} + x_{jr} \leq 1 \quad i \in N, j = i + 1, \dots, i + m - 1, r \in \rho_i \cap \rho_j \tag{2.15}$$

$$x_{ir} \in \{0, 1\} \quad i \in N, r \in \rho_i \tag{2.16}$$

O.B.d.A. sei hier $\pi_i = i$, d.h. Job i ist an Position i . Die Binärvariablen x_{ir} geben hier an, ob dem Job i die Ressource r zugeteilt wird. In diesem Fall ist $x_{ir} = 1$ und sonst $x_{ir} = 0$. Die erste Nebenbedingung (2.14) bewirkt, dass jedem Job genau eine Ressource zugewiesen wird. Durch die zweite Nebenbedingung (2.15) kann jede Ressource jeweils nur einmal an m aufeinander folgende Jobs vergeben werden. Eine Zielfunktion ist nicht notwendig, da die Zulässigkeit nur durch die Nebenbedingungen entschieden wird. Mit diesem MIP können selbst sehr große Instanzen mit $n \approx 100000$ (allerdings mit $m \leq 8$) in weniger als einer Sekunde gelöst werden.

Nebenbedingung (2.15) verhindert immer nur für Paare von Jobs, deren Abstand kleiner als m ist, dass ihnen die selbe Ressource zugewiesen wird. Das ist für die Korrektheit des MIPs zwar ausreichend, durch zusätzliche Nebenbedingungen, die dasselbe für Tripel, Quadrupel, bis hin zu m -Tupeln verhindern, können aber einige fraktionale

Lösungen der Relaxation „abgeschnitten“ werden. Für ein k -Tupel von Jobs, die alle in einem Abschnitt von π der Länge m stehen, sieht diese zusätzliche Nebenbedingung so aus:

$$\sum_{l=1}^k x_{i_l r} \leq 1 \quad i_l \in N, i_1 < i_2 < \dots < i_k < i_1 + m, r \in \bigcap_{l=1}^k \rho_{i_l} \quad (2.17)$$

Für $k = 2$ ist diese Nebenbedingung identisch mit (2.15). Die Anzahl dieser Nebenbedingungen lässt sich durch $\mathcal{O}(n(m-1)!|R|)$ abschätzen, was bei konstantem m polynomiell ist. Werden sie für $k = 3, \dots, m$ zu obigem MIP hinzugefügt, so war bei allen bislang getesteten Instanzen die Relaxation bereits ganzzahlig. Ein Beweis, dass dies tatsächlich bei allen Instanzen der Fall ist, ist noch nicht gelungen. Gelingt er, ist bewiesen, dass es in polynomieller Zeit (bei konstantem m) möglich ist, zu entscheiden, ob es für eine gegebene Jobreihenfolge π und gegebene (beliebige) Ressourcenteilmenen ρ_i möglich ist, allen Jobs eine Ressource zuzuweisen.

2.2.2 Optimierung der Ressourcenzuweisung

Da unbekannt ist, ob das Finden *irgendeiner* Ressourcenzuweisung \mathcal{NP} -schwer ist, ist es natürlich ebenfalls unbekannt, ob das Finden einer *optimalen* Ressourcenzuweisung \mathcal{NP} -schwer ist.

Eine Ausnahme bildet der Fall von disjunkten Ressourcenteilmenen ρ_i . Immer, wenn zwei Jobs aus einer Familie im Abstand m aufeinander folgen, kann ihnen dieselbe Ressource zugewiesen werden. Wenn zwei Jobs im Abstand m nicht zur selben Familie gehören, gibt es auch keine Möglichkeit, Rüstkosten zu vermeiden oder zu verringern.

Für den allgemeinen Fall lässt sich das MIP aus Unterabschnitt 2.2.1 erweitern:

$$\max \sum_{i=m}^n \sum_{r \in \rho_i \cap \rho_{i-m}} y_{ir} \quad (2.18)$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{r \in \rho_i} x_{ir} = 1 \quad i \in N \quad (2.19)$$

$$x_{ir} + x_{jr} \leq 1 \quad i \in N, j = i + 1, \dots, i + m - 1, r \in \rho_i \cap \rho_j \quad (2.20)$$

$$y_{ir} \leq x_{ir} \quad i = m, \dots, n, r \in \rho_i \cap \rho_{i-m} \quad (2.21)$$

$$y_{ir} \leq x_{i-m,r} \quad i = m, \dots, n, r \in \rho_i \cap \rho_{i-m} \quad (2.22)$$

$$x_{ir} \in \{0, 1\} \quad i \in N, r \in \rho_i \quad (2.23)$$

$$y_{ir} \in \{0, 1\} \quad i = m, \dots, n, r \in \rho_i \cap \rho_{i-m} \quad (2.24)$$

Auch hier sei wieder o.B.d.A. $\pi_i = i$. Für die Binärvariablen y_{ir} gilt $y_{ir} = 1$ genau dann, wenn den Jobs an den Positionen i und $i - m$ die selbe Ressource r zugeteilt ist.

Diese Eigenschaft wird durch die Nebenbedingungen (2.21) und (2.22) erzwungen. In der Zielfunktion (2.18) wird daher die Anzahl der y -Variablen, die auf 1 gesetzt sind, maximiert, da so die wenigsten Rüstkosten auftreten. Dieses MIP liefert genau wie jenes aus 2.2.1 in weniger als einer Sekunde auch für sehr große Instanzen eine Lösung.

2.3 Unzulässige Reihenfolgen

Für den Fall, dass für eine gegebene Reihenfolge π kein zulässiges Mapping f erstellt werden kann, muss π nachträglich verändert werden.

Eine Nachbarschaftssuche ist eine Möglichkeit zur nachträglichen Änderung von π : Mit einer Vertauschung zweier Jobs kann π unter Umständen so abgeändert werden, dass doch ein zulässiges Mapping existiert. Der Greedy-Algorithmus aus Unterabschnitt 2.2.1 kann so abgewandelt werden, dass er, sobald einer der Counter negativ wird, nicht terminiert, sondern weiter Ressourcen zuweist, auch wenn dies eigentlich gar nicht geht. Sei j ein Job, dessen Counter negativ geworden ist. Ziel ist es, einen anderen Job k zu finden mit der Eigenschaft, dass die Counter von j und k jeweils noch mindestens 1 betragen würden, wenn man ihre Positionen vertauschen würde, und dass auch keiner der Counter der umliegenden Jobs von j und k durch eine Vertauschung negativ werden würde. Falls mehrere solcher k existieren, wird derjenige ausgewählt, dessen Vertauschung mit j die geringste Verschlechterung von C_{\max} verursacht. Die Counter der umgebenen Jobs müssen nach der Vertauschung aktualisiert werden. Dieses Vorgehen wird so lange wiederholt, bis es keine negativen Counter mehr gibt. Falls kein solcher Job k existiert, kann die Zulässigkeit von π mit dieser Methode nicht erlangt werden.

3 Der zweite Dekompositionsansatz

In diesem Kapitel wird der zweite Dekompositionsansatz vorgestellt. Hierbei wird erst jedem Job eine Ressource zugewiesen, also ein Mapping f erzeugt, und anschließend werden die Jobs in eine Reihenfolge π gebracht. Neben der reinen Ressourcenzuteilung wird im ersten Schritt auch teilweise schon festgelegt, welche Jobs in der späteren Reihenfolge einen Abstand von m haben sollen. So wird sichergestellt, dass die durch das Mapping f vorgeschriebenen Ressourcenzuteilungen auch dazu führen, dass Rüstkosten eingespart werden.

In Abschnitt 3.1 wird erklärt, wie ein optimales Mapping f mit möglichst wenigen Rüstkosten mit einem Binpacking-Ansatz erstellt werden kann. Anschließend wird in Abschnitt 3.2 beschrieben, wie basierend auf dem gegebenen Mapping f eine Reihenfolge π erstellt wird, so dass die Summe der Zykluszeiten (C_{\max}) minimal ist.

In den meisten nachfolgend genannten Verfahren wird nur der Spezialfall mit konstanten Rüstkosten ($s_{fg} = s$), disjunkten Ressourcenmengen ($\rho_i \cap \rho_j = \emptyset$) und zwei dominierenden Maschinen betrachtet.

3.1 Ressourcenzuweisung

In diesem Abschnitt wird die Konstruktion des Mappings f erläutert. Dabei wird davon ausgegangen, dass Rüstkosten einzig durch einen Ressourcenwechsel verursacht werden. In Unterabschnitt 3.1.1 wird auf den Spezialfall $s_{fg} = s$, der mit einem Binpackingansatz gelöst werden kann, eingegangen.

In realen Anwendungsfällen ist es häufig nicht der Fall, dass bei n zu produzierenden Jobs alle n Jobs unterschiedlich sind, d.h. unterschiedliche Prozesszeiten und Ressourcen haben. Stattdessen bietet ein Produzent eine gewisse Anzahl unterschiedlicher Güter an und ein Käufer gibt mehrere identische Güter auf einmal in Auftrag. Im Folgenden ist daher von *Jobgruppen* die Rede, wobei eine Jobgruppe g aus $n_g \in \mathbb{N}$ identischen Jobs besteht. n_g ist also die Größe einer Jobgruppe g . Die Anzahl der Jobgruppen wird mit \tilde{n} bezeichnet. Für die Gesamtanzahl an Jobs gilt dann $n = \sum_{g=1}^{\tilde{n}} n_g$.

3.1.1 Ressourcenzuweisung mit Binpacking

Bei \tilde{n} gegebenen Jobgruppen, wobei alle Jobs aus einer Gruppe die gleichen Ressourcen verwenden können, ist es naheliegend, die Jobs einer Gruppe immer im Abstand von m in die Anlage einzulegen. Auf diese Weise muss die Ressource in der entsprechenden Station so lange nicht ausgetauscht werden, bis alle Jobs aus einer Jobgruppe fertiggestellt worden sind. Erst danach, wenn Jobs aus einer anderen Gruppe eingelegt werden, muss einmalig die Ressource gewechselt werden, so dass nur dann Rüstkosten auftreten. Insgesamt muss dann nur $(\tilde{n} - m)$ -mal ein Ressourcenwechsel stattfinden (beim Einlegen der ersten m Jobs muss keine Ressource gewechselt werden, evtl. treten aber initiale Rüstkosten auf, was in dieser Arbeit aber nicht beachtet wird). Dabei soll nur der Spezialfall mit disjunkten Ressourcenmengen und konstanten Rüstkosten ($s_{fg} = s$) betrachtet werden.

O.B.d.A. sei n ein Vielfaches von m , denn andernfalls kann eine weitere „Dummy“-Jobgruppe g_d konstruiert werden, deren Jobs die Prozesszeiten 0 haben und die genau so groß ist, dass $n + n_{g_d}$ ein Vielfaches von m ist. Bei \tilde{n} gegebenen Jobgruppen mit den Größen n_g , $g = 1, \dots, \tilde{n}$ ist das Ziel, die Jobgruppen in m gleichgroße Teilmengen zu unterteilen, möglichst ohne eine der Jobgruppen zu teilen. Dieses Problem lässt sich als Binpacking-Instanz betrachten, wobei entschieden werden muss, ob \tilde{n} Items mit den Größen $n_1, \dots, n_{\tilde{n}}$ in m Bins der Größe $\frac{n}{m}$ untergebracht werden können. Jobs, die sich in einem Bin befinden, werden danach einer Station der Anlage zugewiesen. Da eine Station sich nach genau m Zyklen wieder an ihrer Ausgangsposition befindet, werden die Jobs eines Bins immer im Abstand von m in die Anlage eingelegt und wenn sie zur gleichen Jobgruppe gehören, treten keine Rüstkosten auf, da die Ressource in der Station bleiben kann.

Für den Fall, dass die Binpacking-Instanz eine Lösung hat, müssen noch die Bins den Stationen zugeordnet werden und die Reihenfolge der Jobgruppen in jedem Bin muss so bestimmt werden, dass die Zykluszeiten minimiert werden. Dies wird in Abschnitt 3.2 beschrieben. Falls die Binpacking-Instanz keine Lösung hat, bedeutet das, dass mindestens eine der Jobgruppen aufgeteilt werden muss auf zwei Bins, so dass ein weiteres Mal Rüstkosten auftreten.

Um herauszufinden, welche Jobgruppe geteilt werden muss und wie groß die beiden Hälften sein müssen, wird eine weitere Binpacking-Instanz¹ gelöst, die bis auf eine Änderung identisch zur vorherigen ist: Es gibt nicht mehr m Bins, sondern nur noch $m - 1$ und einer dieser Bins hat die Größe $2 \frac{n}{m}$ (alle anderen haben weiterhin die Größe $\frac{n}{m}$). Wenn hier eine Aufteilung möglich ist, kann der Bin mit doppelter Größe wieder halbiert werden, wobei dann eine der Jobgruppen in ihm auch geteilt werden muss wie in Abbildung 3.1 veranschaulicht. Sollte auch hier keine Lösung möglich sein, muss eine weitere

¹Streng genommen handelt es sich hierbei nicht mehr um eine Binpacking-Instanz wegen der unterschiedlichen Binsgrößen.

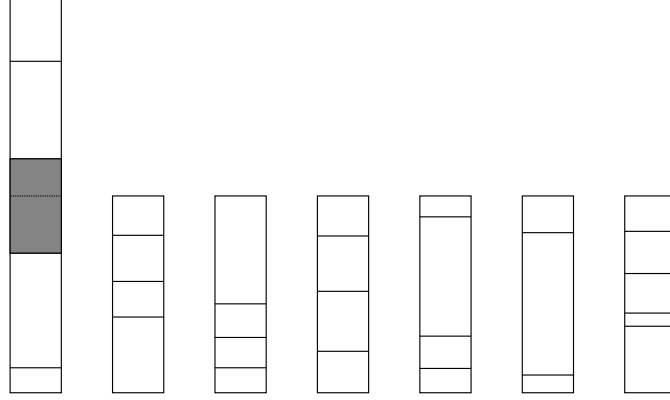


Abbildung 3.1: Jobgruppen, die $m = 8$ Bins zugeordnet werden. Da die ursprüngliche Binpacking-Instanz keine Lösung hatte, wurden zwei der Bins zu einem mit doppelter Größe verschmolzen. Auf diese Weise ist es möglich, die Jobgruppen passgenau zuzuordnen, wobei die grau markierte Jobgruppe getrennt werden muss und im Folgenden als zwei Jobgruppen angesehen wird.

Jobgruppe geteilt werden. Dazu wird wiederum eine neue Binpacking-Instanz erzeugt. Abbildung 3.2 zeigt, wie die Binsgrößen in den weiteren Instanzen aussehen. Es handelt sich dabei um die *ungeordnete Zahlenpartition* von m . Spätestens bei der Binpacking-Instanz, die nur noch einen Bin enthält mit der Größe n , gibt es eine Lösung, bei der dann $m - 1$ Jobgruppen aufgeteilt werden müssen, so dass $m - 1$ weitere Ressourcenwechsel und damit Rüstkosten auftreten.

Das Binpacking-Problem ist zwar \mathcal{NP} -vollständig, da aber sowohl die Anzahl der Bins m als auch die Anzahl der Items bzw. Jobgruppen \tilde{n} meist relativ klein sind (meist deutlich kleiner als die Anzahl Jobs n), lässt sich das Problem, die Jobgruppen den Bins zuzuordnen und ggf. geeignete Jobgruppen zu finden, die aufgeteilt werden müssen, trotzdem in hinnehmbarer Zeit mit dem nachfolgenden MIP lösen. Für die Binärvariablen x_{gj} gilt: $x_{gj} = 1$ genau dann, wenn Jobgruppe g Bin j zugeordnet wird. Die erste Nebenbedingung fordert, dass jede Jobgruppe in genau einem Bin ist und die zweite Nebenbedingung verlangt, dass jeder Bin exakt gefüllt ist. Dabei sind B_j die Größen der Bins, die zusammen mit der Anzahl der Bins m' mit jedem Aufruf einer Zahlenpartition von m entsprechen:

$$\max \quad 0 \tag{3.1}$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{j=1}^{m'} x_{gj} = 1 \tag{3.2} \quad g = 1, \dots, \tilde{n}$$

1	1	1	1	1	1	1	1
2	1	1	1	1	1	1	
2	2	1	1	1	1		
3	1	1	1	1	1		
2	2	2	1	1			
3	2	1	1	1			
4	1	1	1	1			
2	2	2	2				
3	2	2	1				
3	3	1	1				
4	2	1	1				
5	1	1	1				
3	3	2					
4	2	2					
4	3	1					
5	2	1					
6	1	1					
4	4						
5	3						
6	2						
7	1						
8							

Abbildung 3.2: Ungeordnete Zahlenpartition von 8 bezüglich m' gruppiert und sortiert. Jede Zeile stellt die Anzahl der Bins und deren Größe bei möglichen Binpacking-Instanzen dar. Die zweite Zeile beispielsweise stellt den Status der Instanz in Abbildung 3.1 dar.

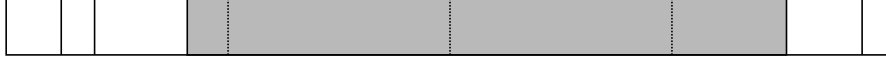


Abbildung 3.3: Ein Bin der Größe $4 \frac{n}{m}$ (ein 4-Bin) mit 6 Jobgruppen, von denen eine so groß ist, dass sie an drei Stellen geteilt werden muss. Alle mittleren Teilstücke haben dann die Größe $\frac{n}{m}$ und die Größen der beiden äußeren Teilstücke liegen im Intervall $[1, \frac{n}{m}]$.

$$\sum_{g=1}^{\tilde{n}} n_g x_{gj} = B_j \quad j = 1, \dots, m' \quad (3.3)$$

$$x_{gj} \in \{0, 1\} \quad g = 1, \dots, \tilde{n}, j = 1, \dots, m' \quad (3.4)$$

Die Partitionen von m wurden der Reihenfolge nach (vgl. Abbildung 3.2) mit kleiner werdendem m' durchlaufen, bis eine zulässige Aufteilung gefunden wurde.

3.1.2 Zulässigkeit der Zuweisung

In Unterabschnitt 3.1.1 wurde erläutert, wie Jobs bzw. Jobgruppen so angeordnet werden können, dass möglichst selten eine Ressource gewechselt werden muss, was Rüstkosten verursacht. Es wurde allerdings davon ausgegangen, dass immer genug Ressourcen vorhanden sind, d.h. es wurde nur optimiert, ohne zu beachten, ob diese Zuweisung von Ressourcen überhaupt zulässig ist. Für den Fall der disjunkten Ressourcenmengen wird im Folgenden beschrieben, unter welchen Umständen die Lösung des Binpackings zulässig ist bezüglich der vorhandenen Ressourcen. Dazu wird zunächst beschrieben unter welchen Voraussetzungen eine Unzulässigkeit überhaupt nur auftreten kann. Anschließend wird erläutert, wie selbst dann teilweise doch noch Zulässigkeit erreicht werden kann.

Voraussetzungen für Unzulässigkeit

O.B.d.A. kann davon ausgegangen werden, dass es für jede Jobgruppe mindestens eine zulässige Ressource gibt. Andernfalls könnten diese Jobs niemals produziert werden. Unzulässigkeit tritt genau dann auf, wenn weniger Ressourcen für eine Jobgruppe g vorhanden sind als sich Jobs aus g gleichzeitig in der Anlage befinden. Grundvoraussetzung dafür ist, dass g beim Binpacking auf mehrere Bins aufgeteilt wurde. Ist dies nicht der Fall, werden die Jobs aus g immer im Abstand von m in die Anlage eingelegt, so dass nur genau eine Ressource benötigt wird, um alle Jobs aus g zu produzieren. Eine Jobgruppe, die nicht geteilt wird, kann also keine Unzulässigkeit verursachen. Es müssen daher nur geteilte Jobgruppen betrachtet werden, von denen es maximal $m - 1$ geben kann (wenn die letzte Binpacking-Instanz mit nur noch einem Bin der Größe n erreicht wurde).

3	1	1	1	2	1
---	---	---	---	---	---

Abbildung 3.4: Ein 2-Bin mit 6 Jobgruppen. Die Zahlen in den Jobgruppen geben an, wie viele Ressourcen für die Jobgruppe zur Verfügung stehen. Aktuell befindet sich eine Gruppe mit nur einer Ressource an der „Bruchstelle“. Durch Umordnung ist es evtl. möglich, dass eine der beiden Gruppen mit mehr als einer Ressource an diese Stelle gelangt.

Nun soll der Fall betrachtet werden, dass eine Jobgruppe mehrfach geteilt wurde (die Gesamtanzahl von Teilungen von allen Jobgruppen zusammen kann höchstens $m - 1$ betragen). Eine Jobgruppe g kann nur dann mehr als einmal geteilt werden, wenn $n_g > \frac{n}{m}$ ist. Bei einer k -fachen Teilung von g gilt für die resultierenden Teilgruppen $n_{g_1}, n_{g_k} \leq \frac{n}{m}$ und $n_{g_i} = \frac{n}{m}$ für $i = 2, \dots, k - 1$ (vgl. Abbildung 3.3). Allen Teilgruppen mit $g_i = \frac{n}{m}$ kann eine Ressource fest zugeteilt werden, da sich Jobs dieser Teilgruppen durchgehend auf einer Station befinden. Sie können daher als eigenständige Jobgruppen mit genau einer zulässigen Ressource aufgefasst werden. Für g_1 und g_k stehen dann entsprechend weniger Ressourcen zur Verfügung. Daher kann o.B.d.A. davon ausgegangen werden, dass jede Jobgruppe höchstens einmal geteilt werden kann, d.h. $k \leq 1$.

Die Lösung des Binpackings kann also nur dann unzulässig sein, wenn es für eine Jobgruppe g , die geteilt wird, nur eine Ressource gibt. Denn wenn es für g mehr als eine Ressource gibt, ist es kein Problem, wenn zwei Jobs aus g gleichzeitig in der Anlage sind.

Anordnen der Jobgruppen vor der Teilung

Im vorigen Unterabschnitt wurde festgestellt, dass eine geteilte Jobgruppe nur dann zu Unzulässigkeit führen kann, wenn es für sie nur eine Ressource gibt. Wenn ein Bin der Größe $B_j = k \frac{n}{m}$ (im Folgenden ein k -Bin genannt) mit den ihm zugewiesenen Jobgruppen aufgeteilt wird in k Bins der Größe $\frac{n}{m}$, stellt sich daher die Frage, ob es möglich ist, die Jobgruppen des k -Bins vorher so anzuordnen, dass sich nur solche Jobgruppen an den „Bruchstellen“ befinden, für die es mehr als eine Ressource gibt (vgl. Abbildung 3.4), denn dann wäre die Lösung auf jeden Fall zulässig.

Satz 1. *Das Problem zu entscheiden, ob die Jobgruppen in einem k -Bin (mit $k > 1$) so angeordnet werden können, dass beim Zerlegen des k -Bins in 1-Bins nur Jobgruppen mit mindestens zwei Ressourcen geteilt werden, ist \mathcal{NP} -vollständig.*

Beweis. Dieses Problem liegt trivialerweise in \mathcal{NP} . Es muss also nur noch ein \mathcal{NP} -vollständiges Problem darauf reduziert werden. Es folgt die Reduktion des *Partition-*

Problems: Gegeben sei eine Instanz J des *Partition*-Problems mit Zahlen a_1, \dots, a_n . Es sei $A := \sum_{i=1}^n a_i$. Es wird eine Instanz J' des gegebenen Problems erstellt mit $n+1$ Jobgruppen und einem 2-Bin der Größe $A+2$. Es wird $g_i := a_i$ für $1 \leq i \leq n$ gesetzt und $g_{n+1} := 2$. Für die Jobgruppen 1 bis n gibt es eine Ressource und für die Jobgruppe $n+1$ gibt es zwei Ressourcen. Die Jobgruppen müssen also so angeordnet werden, dass die Gruppe $n+1$ geteilt wird. Die resultierenden 1-Bins haben dann jeweils die Größe $\frac{A}{2} + 1$ und enthalten jeweils eine Jobgruppe der Größe 1, die aus Gruppe $n+1$ hervorgehen.

„ \Rightarrow “: J habe eine Lösung, nämlich eine Teilmenge $T \subseteq \{1, \dots, n\}$ mit $\sum_{i \in T} a_i = \frac{A}{2}$. Dann hat auch J' eine Lösung: Alle $g \in T$ werden dem ersten 1-Bin zugewiesen und alle $g \in \{1, \dots, n\} \setminus T$ dem zweiten. In beiden 1-Bins ist dann noch genau für eine Jobgruppe der Größe 1 Platz, sodass jeweils eine Hälfte der Gruppe $n+1$ diesen ausfüllen kann.

„ \Leftarrow “: Habe nun umgekehrt J' eine Lösung. Da jeder 1-Bin eine Jobgruppe der Größe 1 enthält, die aus Gruppe $n+1$ hervorgegangen ist, müssen in beiden 1-Bins die restlichen Jobgruppen zusammen jeweils die Größe $\frac{A}{2}$ haben. Diese Jobgruppen sind dann auch eine Lösung für J . \square

In der Praxis kommt es allerdings selten vor, dass es nur eine Jobgruppe mit mehr als einer Ressource gibt. Je mehr Jobgruppen mehr als eine Ressource haben, desto einfacher wird das Problem. Der Fall, dass es keine Jobgruppe mit nur einer Ressource gibt ist trivial, da alle Jobgruppen ohne Bedenken geteilt werden können.

Keine geeignete Anordnung möglich

Es bleibt noch der Fall zu klären, dass in einem k -Bin keine geeignete Reihenfolge der Jobgruppen gefunden werden kann. Es wird also mindestens eine Jobgruppe g geteilt, obwohl es nur eine Ressource für sie gibt.

Zunächst kann versucht werden, das Binpacking und darauf aufbauend das Anordnen der Jobgruppen in den k -Bins zu wiederholen. Evtl. besitzt eine Binpacking-Instanz mehrere Lösungen. Dort werden dann ggf. andere Jobgruppen geteilt, so dass es evtl. keine möglichen Unzulässigkeiten mehr gibt. Falls keine der Lösungen des Binpackings bessere ist, kann die nächsten Zahlenpartition von m getestet werden. Je nachdem, ob in der nächsten Zahlenpartition m' verringert wird (vgl. Abbildung 3.2), wird dadurch allerdings eine weitere Jobgruppenteilung und damit ein weiteres Mal Rüstkosten in Kauf genommen.

Alternativ zum Anstieg der Rüstkosten können Bedingungen für die Nachfolgenden Verfahren, die C_{\max} minimieren (s. Abschnitt 3.2), formuliert werden: Falls $n_g \leq \frac{n}{m}$ ist, ist es immer möglich, die beiden Teilgruppen, die aus g hervorgehen, so in den Bins anzuordnen, dass niemals zwei Jobs aus g zur gleichen Zeit in der Anlage sind, indem

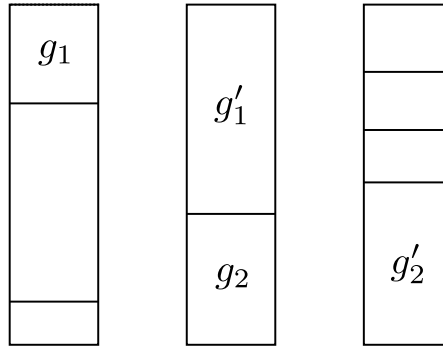


Abbildung 3.5: Eine Instanz mit $m = 3$ Bins, bei der die Jobgruppen g und g' geteilt wurden. Während es bei g_1 und g_2 immer möglich ist, sie so in ihren Bins anzuordnen, dass sie sich nicht überlappen (niemals gemeinsam in der Anlage sind), überlappen sich g'_1 und g'_2 zwangsweise immer.

beispielsweise g_1 an den Anfang ihres Bins gelegt wird und g_2 ans Ende von ihrem Bin (vgl. Abbildung 3.5). Falls mehrere Jobgruppen mit $n_g \leq \frac{n}{m}$ geteilt werden (es können höchstens $m - 1$ sein), können in jedem Bin höchstens zwei resultierende Teilgruppen vorkommen, so dass es immer möglich ist, eine von beiden an den Anfang und die andere an das Ende des Bins zu legen. Diese Bedingungen, dass die resultierenden Teilgruppen sich nicht *überlappen* (vgl. Abbildung 3.5) dürfen, müssen dann in den nachfolgenden Verfahren beachtet werden.

Wenn $n_g > \frac{n}{m}$ ist, gibt es keine Möglichkeit, g so aufzuteilen, dass sich in jedem Zyklus höchstens ein Job aus g in der Anlage befindet, da nur $\frac{n}{m}$ Zyklen gemacht werden (vgl. Abbildung 3.5). Da g zu groß ist für einen Bin, muss g aber zwangsweise irgendwo geteilt werden, so dass bei nur einer geeigneten Ressource definitiv keine zulässige Lösung existiert. Dieser Umstand kann aber bereits im Voraus geprüft werden, so dass dieser Fall hier o.B.d.A. nicht auftritt.

Zusammenfassung

Insgesamt kann also nur sehr selten keine zulässige Ressourcenzuweisung gefunden werden. Definitiv unzulässige Fälle sind häufig unabhängig von der Zuweisung der Jobgruppen an die Bins und können bereits im Voraus erkannt werden. Da im Zweifelsfall sämtliche Lösungen von allen Zahlenpartitionen beim Binpacking durchprobiert werden, ist es ausgeschlossen, dass eine Lösung, bei der nur solche Jobgruppen mit mehr als zwei Ressourcen geteilt werden, nicht gefunden wird, obwohl sie existiert. Falls tatsächlich keine solche Lösung existiert, gibt es noch die Möglichkeit, in den nachfolgenden Verfahren mit zusätzlichen Nebenbedingungen darauf zu achten, dass Teilgruppen sich nicht

überlappen.

3.2 Anordnung der Jobgruppen

In diesem Abschnitt werden Verfahren zur Anordnung der Jobgruppen in den Bins einerseits und zum Zuordnen der Bins zu den Stationen andererseits vorgestellt. Aus den vorangegangenen Verfahren (vgl. Abschnitt 3.1) ist bekannt, zu welchen Bins die Jobgruppen gehören. Geteilte Jobgruppen werden hier als eigenständige Gruppen betrachtet. Auch eventuelle zusätzliche Restriktionen, dass die Teile einer geteilten Jobgruppe sich nicht überschneiden dürfen, sind bekannt. Ziel ist es, C_{\max} zu minimieren, ohne die Jobgruppen zu teilen und somit die bereits minimierten Rüstkosten zu verändern.

In Unterabschnitt 3.2.1 und 3.2.2 werden dazu zwei MIPs vorgestellt, die allerdings der Einschränkung unterliegen, dass es nur zwei dominierende Maschinen geben darf. Die in Unterabschnitt 3.2.4 vorgestellte Nachbarschaftssuche hat diesbezüglich keine Einschränkungen.

3.2.1 MIP mit fixierten Bins

Hier wird zunächst ein MIP vorgestellt, das lediglich die Jobgruppen in den Bins anordnet. Die Bins sind dabei bereits fest den Stationen zugeordnet (der erste Bin zur ersten Station usw.). Dieses MIP ist allerdings nur anwendbar bei zwei dominierenden Maschinen, die nicht notwendiger Weise benachbart sein müssen. Ein MIP, das auch die Bins untereinander anordnet, d.h. den Stationen zuordnet, wird in Unterabschnitt 3.2.2 vorgestellt.

Die Idee des MIPs besteht darin, jeder Jobgruppe i in ihrem Bin b_i eine *Startposition* s_i zuzuweisen. Aus der Startposition und der Länge n_i einer Jobgruppe kann ihre *Endposition* bestimmt werden. Anhand dieser Start- und Endpositionen kann dann die Überlappung o_{ij} mit einer anderen Jobgruppen j aus einem anderen Bin b_j berechnet werden. Da die Bins den Stationen fest zugeordnet sind und es nur zwei dominierende Maschinen gibt, deren Abstand bekannt ist, müssen jeweils nur die Überlappungen von Jobs in Bins mit dem Abstand der dominierenden Maschinen berechnet werden. Dazu ein Beispiel: Es gebe $m = 8$ Maschinen, wobei M_3 und M_4 dominierend sind. Jobgruppe 1 habe die Größe $n_1 = 10$ und liege im ersten Bin. Jobgruppe 2 habe die Größe $n_2 = 7$ und liege im zweiten Bin. Da der Abstand der dominierenden Maschinen 1 beträgt, wird der zweite Bin als *Nachbarbin* von Bin 1 bezeichnet. Bin 3 ist der Nachbarbin von Bin 2, Bin 4 ist der Nachbarbin von Bin 3, ... und Bin 1 ist der Nachbarbin von Bin 8. Wenn der Abstand der dominierenden Maschinen hingegen z.B. 3 betragen würde, dann wäre Bin 4 der Nachbarbin von Bin 1 usw. Als erstes wird ein Job aus dem ersten Bin in die

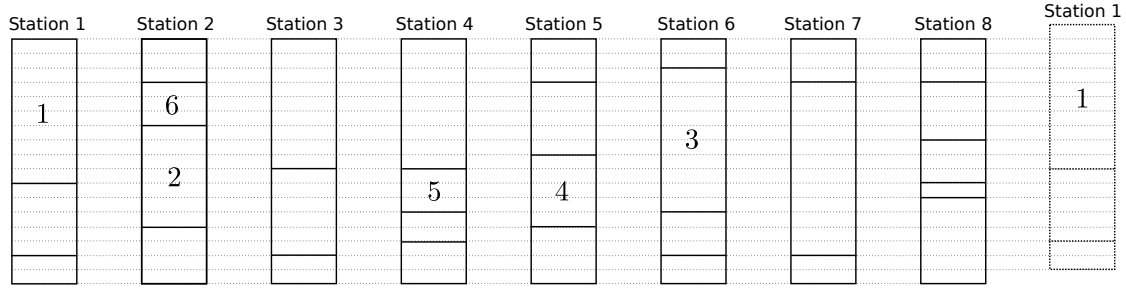


Abbildung 3.6: Visualisierung einer Instanz mit $m = 8$ Bins. Rechts ist der Übergang von Station 8 zu 1 dargestellt, der um 1 versetzt ist. Das liegt daran, dass nach dem i -ten Job im Bin auf Station 8 der $i + 1$ -te Job im Bin auf Station 1 folgt.

Anlage eingelegt, dann einer aus dem zweiten usw. Die Jobs im ersten Bin werden also immer genau in dem Moment von M_4 bearbeitet, wenn die Jobs im zweiten Bin von M_3 bearbeitet werden. Die Startposition von Gruppe 1 sei nun $s_1 = 0$ (als allererstes wird also ein Job aus Gruppe 1 in die Anlage eingelegt) und die Startposition von Gruppe 2 sei $s_2 = 6$. Die Überlappung der Gruppen 1 und 2 beträgt also 4, wie auch in Abbildung 3.6 zu sehen ist. D.h. es kommt genau viermal vor, dass ein Job aus Gruppe 1 von Maschine M_4 bearbeitet wird, während ein Job aus Gruppe 2 von M_3 bearbeitet wird. Da diese beiden Maschinen dominierend sind, beträgt die Zykluszeit in diesen vier Zyklen $\max\{p_{41}, p_{32}\}$.

Ziel muss es also sein, den Jobgruppen Startpositionen in ihren Bins zuzuweisen und darauf basierend die Überlappungen mit Gruppen aus den Nachbarbins zu berechnen. Aus dem Maximum der Prozesszeiten der Jobgruppen und ihren Überlappungen kann dann C_{\max} bestimmt werden.

Die Berechnung der Überlappungen o_{ij} bildet den Kern dieses MIPs. Es gibt fünf Möglichkeiten, wie sie berechnet werden müssen:

1. $o_{ij} = s_i + n_i - s_j$, falls $s_i \leq s_j < s_i + n_i \leq s_j + n_j$ (z.B. 1 und 2 in Abb. 3.6),
2. $o_{ij} = s_j + n_j - s_i$, falls $s_j \leq s_i < s_j + n_j \leq s_i + n_i$ (z.B. 3 und 4 in Abb. 3.6),
3. $o_{ij} = n_i$, falls $s_j \leq s_i < s_i + n_i \leq s_j + n_j$ (z.B. 5 und 4 in Abb. 3.6),
4. $o_{ij} = n_j$, falls $s_i \leq s_j < s_j + n_j \leq s_i + n_i$ (z.B. 1 und 6 in Abb. 3.6) und
5. $o_{ij} = 0$, falls $s_i + n_i < s_j$ oder $s_j + n_j < s_i$.

Dabei bezieht sich i immer auf den Job im „linken“ Bin und j auf den im „rechten“.

Welche davon die passende ist, muss im MIP anhand einiger Hilfsvariablen und Nebenbedingung ermittelt werden. Außerdem gibt es auch noch den Sonderfall, dass zwischen zwei Nachbarbins der Übergang von Station m zu Station 1 liegt. Dieser Fall ist ebenfalls in Abbildung 3.6 rechts veranschaulicht. Wie dort zu sehen ist, muss dann die Berechnung der Überlappung leicht abgeändert werden, da Bin 1 im Verhältnis zu Bin m um 1 nach oben verschoben ist. Die ersten beiden Möglichkeiten zur Berechnung der Überlappung ändern sich dann zu

1. $o_{ij} = s_i + n_i + 1 - s_j$ und
2. $o_{ij} = s_j + n_j - s_i - 1$.

Die Startpositionen von i werden also jeweils um 1 nach hinten verschoben, bzw. die von j um 1 nach vorn. Zur Vereinfachung wird im MIP ein binärer Parameter σ_{ij} benutzt, der genau dann den Wert 1 hat, wenn dieser Sonderfall eintritt, und sonst 0. Auf diese Weise kann σ_{ij} direkt in die Berechnung von o_{ij} integriert werden:

1. $o_{ij} = s_i + n_i + \sigma_{ij} - s_j$ und
2. $o_{ij} = s_j + n_j - s_i - \sigma_{ij}$.

Um festzustellen, welche der Berechnungen für o_{ij} benutzt werden muss, werden binäre Hilfsvariablen y_{ij} und z_{ij} verwendet. Es ist $y_{ij} = 1$ genau dann, wenn $s_j \geq s_i + \sigma_{ij}$ ist, d.h. j „startet“ gleichzeitig oder später als i . Für z_{ij} gilt in ähnlicher Weise: $z_{ij} = 1$ genau dann, wenn $s_i + n_i + \sigma_{ij} \geq s_j + n_j$, d.h. die Endposition von i liegt hinter der von j oder gleichauf. Aus den vier möglichen Kombinationen der Werte von y_{ij} und z_{ij} lässt sich bestimmen, welche der ersten vier Berechnungsmöglichkeiten für o_{ij} gewählt werden muss. Sollte diese Berechnung einen negativen Wert liefern, tritt der fünfte Fall ein. Für die Jobs 1 und 2 in Abbildung 3.6 wäre beispielsweise $y_{12} = 1$ und $z_{12} = 0$.

Im MIP wird mit $\tilde{N} = \{1, \dots, \tilde{n}\}$ die Menge der Jobgruppen bezeichnet. $B = \{1, \dots, m\}$ ist die Menge der Bins und für $b \in B$ ist $\tilde{N}_b \subset \tilde{N}$ die Teilmenge der Jobgruppen, die in Bin b liegen. Für $i \in \tilde{N}$ gibt $b_i \in B$ den Bin an, in dem sich i befindet. $\tilde{N}_b^* \subset \tilde{N}$ bezeichnet die Menge der Jobgruppen im Nachbarbin von b . p_{1i} und p_{2i} sind die Prozesszeiten von Jobgruppe i auf der ersten bzw. zweiten dominierenden Maschine. Für je zwei Jobgruppen $i, j \in N_b$, die im selben Bin b liegen, gibt es zwei Binärvariablen x_{ij}, x_{ji} . Es ist $x_{ij} = 1$ genau dann, wenn Jobgruppe i vor j auf dem Bin liegt. Dabei muss i nicht notwendiger Weise direkt vor j liegen, sondern an beliebiger Position davor. Mithilfe der x_{ij} lassen sich die Startpositionen s_i bestimmen, mit denen wiederum die Überlappungen o_{ij} wie oben beschrieben berechnet werden:

$$\min \sum_{b \in B} \sum_{\substack{i \in \tilde{N}_b \\ j \in \tilde{N}_b^*}} \max\{p_{2i}, p_{1j}\} o_{ij} \quad (3.5)$$

$$\text{s.t. } x_{ij} + x_{ji} = 1 \quad i \in \tilde{N}, j \in \tilde{N}_{b_i}, i < j \quad (3.6)$$

$$x_{ij} + x_{jk} \leq x_{ik} + 1 \quad i \in \tilde{N}, j, k \in \tilde{N}_{b_i} \quad (3.7)$$

$$s_i = \sum_{\substack{j \in \tilde{N}_{b_i} \\ i \neq j}} n_j x_{ji} \quad i \in \tilde{N} \quad (3.8)$$

$$M y_{ij} \geq s_j - s_i - \sigma_{ij} + \epsilon \quad i \in \tilde{N}, j \in \tilde{N}_{b_i}^* \quad (3.9)$$

$$M(1 - y_{ij}) \geq s_i - s_j + \sigma_{ij} \quad i \in \tilde{N}, j \in \tilde{N}_{b_i}^* \quad (3.10)$$

$$M z_{ij} \geq s_i + n_i - s_j - n_j + \sigma_{ij} + \epsilon \quad i \in \tilde{N}, j \in \tilde{N}_{b_i}^* \quad (3.11)$$

$$M(1 - z_{ij}) \geq s_j + n_j - s_i - n_i - \sigma_{ij} \quad i \in \tilde{N}, j \in \tilde{N}_{b_i}^* \quad (3.12)$$

$$o_{ij} \geq s_i + n_i - s_j + \sigma_{ij} - M(1 - y_{ij} + z_{ij}) \quad i \in \tilde{N}, j \in \tilde{N}_{b_i}^* \quad (3.13)$$

$$o_{ij} \geq s_j + n_j - s_i - \sigma_{ij} - M(1 - y_{ji} + z_{ji}) \quad i \in \tilde{N}, j \in \tilde{N}_{b_i}^* \quad (3.14)$$

$$o_{ij} \geq n_j - M(2 - y_{ij} - z_{ij}) \quad i \in \tilde{N}, j \in \tilde{N}_{b_i}^* \quad (3.15)$$

$$o_{ij} \geq n_i - M(2 - y_{ji} - z_{ji}) \quad i \in \tilde{N}, j \in \tilde{N}_{b_i}^* \quad (3.16)$$

$$o_{ij} \geq 0 \quad i \in \tilde{N}, j \in \tilde{N}_{b_i}^* \quad (3.17)$$

$$x_{ij} \in \{0, 1\} \quad i \in \tilde{N}, j \in \tilde{N}_{b_i} \quad (3.18)$$

$$y_{ij}, z_{ij} \in \{0, 1\} \quad i \in \tilde{N}, j \in \tilde{N}_{b_i}^* \quad (3.19)$$

Mit (3.6) wird erreicht, dass immer entweder i vor j liegt oder umgekehrt. (3.7) stellt die Transitivität dieser Beziehung her. Auf Grundlage der x_{ij} und der Größen der Jobgruppen n_i kann in (3.8) die Startposition jeder Jobgruppe berechnet werden. Die Variablen s_i dienen dabei nur der Übersicht und können in den übrigen Nebenbedingungen durch die Summe aus (3.8) ersetzt werden. Über (3.9) und (3.10) wird den Indikatorvariablen y_{ij} mit einem „Big-M“ die oben beschriebene Bedeutung gegeben: (3.9) setzt y_{ij} auf 1, wenn $s_j - s_i - \sigma_{ij} + \epsilon > 0$ ist, was äquivalent zu $s_j \geq s_i + \sigma_{ij}$ ist. ϵ ist ein hinreichend kleiner Parameter, falls alle Prozesszeiten ganzzahlig sind, ist jeder Wert $\epsilon < 1$ geeignet. (3.10) andererseits setzt y_{ij} auf 0, wenn $s_i - s_j + \sigma_{ij} > 0$ ist (oder äquivalent dazu: $s_j < s_i + \sigma_{ij}$). Analog wird mit (3.11) und (3.12) der Wert der z_{ij} entsprechend der obigen Bedeutung gesetzt. Je nachdem, welche der y_{ij} und z_{ij} auf 1 bzw. 0 gesetzt sind, werden drei der vier Nebenbedingungen (3.13) bis (3.16) durch die „Big-Ms“ faktisch bedeutungslos ($o_{ij} \geq$ „ein negativer Wert“) und nur eine bleibt bestehen, so dass genau die passende der vier Berechnungsmöglichkeiten für die o_{ij} gewählt wird. Für $y_{ij} = 1$ und $z_{ij} = 0$, wie bei den Jobs 1 und 2 in Abbildung 3.6 der Fall, würde beispielsweise das „Big-M“ aus (3.13) verschwinden, so dass die Bedingung $o_{ij} \geq s_i + n_i - s_j$ „übrigbleibt“. Da die Zielfunktion (3.5) die Überlappungen (mit dem Maximum der jeweiligen Prozesszeiten multipliziert) minimiert, wird daraus de facto $o_{ij} = s_i + n_i - s_j$ und die o_{ij} müssen auch nicht per Nebenbedingung nach oben beschränkt werden. Sie sind automatisch durch die Größe der Bins beschränkt. Damit sie nicht negativ werden, sind sie allerdings durch (3.17) nach unten durch 0 beschränkt. Dies bedeutet, dass die jeweiligen Jobgruppen sich nicht überschneiden.

Die Qualität der Lösung dieses MIPs ist stark von der gegebenen Zuordnung der

Bins an die Stationen abhängig. Bei einigen Zuordnungen kann es sehr gute Lösungen geben, und bei anderen dagegen nur sehr schlechte, was sich nur durch eine Änderung der Zuordnung (bzw. der Binreihenfolge) verbessern lässt, wozu dieses MIP allerdings nicht in der Lage ist. Im Folgenden wird daher ein weiteres MIP vorgestellt, das diese Fähigkeit besitzt, und heuristische Methoden, die die Bins den Stationen zuweisen, um darauf basierend dieses MIP anzuwenden.

3.2.2 MIP mit freien Bins

Das folgende MIP erweitert das MIP aus Unterabschnitt 3.2.1 um die Fähigkeit, die Bins untereinander zu vertauschen, was dem Zuweisen der Bins an die Stationen entspricht. Für die Berechnung der Überschneidungen zwischen den Jobgruppen sind daher weitere Variablen notwendig, die als Indikator dafür dienen, ob die Bins der Jobgruppen auf benachbarten Stationen liegen. Dazu dienen die Binärvariablen β_{bd} , die genau dann auf 1 gesetzt werden, wenn Bin b Station d zugewiesen ist. Weitere Binärvariablen ν_{bcd} werden auf 1 gesetzt, wenn Bin b Station d zugewiesen ist und Bin c der Nachbarstation von d (mit d^* bezeichnet). Auf diese Weise können die ν_{bcd} die σ_{ij} aus dem MIP in Unterabschnitt 3.2.1 ersetzen: Wenn die beiden dominierenden Maschinen benachbart sind (also den Abstand 1 haben), ist für zwei Jobgruppen i und j $\nu_{b_i b_j m} = 1$ genau dann, wenn der Bin von i der letzten Station m zugewiesen ist und der Bin von j der ersten Station (also genau dann, wenn im anderen MIP $\sigma_{ij} = 1$ ist). Außerdem gibt es weitere Binärvariablen w_{ij} , die als Indikator dafür dienen, ob die Bins der Jobgruppen i und j benachbarten Stationen zugewiesen sind. Denn nur dann muss zwischen diesen Jobgruppen die Überlappung o_{ij} berechnet werden.

$$\min \sum_{\substack{i,j \in \tilde{N} \\ b_i \neq b_j}} \max\{p_{2i}, p_{1j}\} o_{ij} \quad (3.20)$$

$$\text{s.t. } x_{ij} + x_{ji} = 1 \quad i \in \tilde{N}, j \in \tilde{N}_{b_i} \quad (3.21)$$

$$x_{ij} + x_{jk} \leq x_{ik} + 1 \quad i \in \tilde{N}, j, k \in \tilde{N}_{b_i} \quad (3.22)$$

$$s_i = \sum_{\substack{j \in \tilde{N}_{b_i} \\ i \neq j}} g_j x_{ji} \quad i \in \tilde{N} \quad (3.23)$$

$$\sum_{b \in B} \beta_{bd} = 1 \quad d \in B \quad (3.24)$$

$$\sum_{d \in B} \beta_{bd} = 1 \quad b \in B \quad (3.25)$$

$$\beta_{bd} + \beta_{cd^*} \leq \nu_{bcd} + 1 \quad b, c, d \in B \quad (3.26)$$

$$\nu_{bcd} \leq \beta_{bd} \quad b, c, d \in B \quad (3.27)$$

$$\nu_{bcd} \leq \beta_{bd^*} \quad b, c, d \in B \quad (3.28)$$

$$My_{ij} \geq s_j - s_i - \nu_{b_i b_j m} + \epsilon \quad i, j \in \tilde{N} \quad (3.29)$$

$$M(1 - y_{ij}) \geq s_i + \nu_{b_i b_j m} - s_j \quad i, j \in \tilde{N} \quad (3.30)$$

$$M z_{ij} \geq s_i + n_i + \nu_{b_i b_j m} - s_j - n_j + \epsilon \quad i, j \in \tilde{N} \quad (3.31)$$

$$M(1 - z_{ij}) \geq s_j + n_j - s_i - n_i - \nu_{b_i b_j m} \quad i, j \in \tilde{N} \quad (3.32)$$

$$w_{ij} = \sum_{d \in B} \nu_{b_i b_j d} \quad i, j \in \tilde{N} \quad (3.33)$$

$$\begin{aligned} o_{ij} &\geq s_i + n_i + \nu_{b_i b_j m} - s_j \\ &\quad - M(2 - y_{ij} + z_{ij} - w_{ij}) \end{aligned} \quad i, j \in \tilde{N} \quad (3.34)$$

$$\begin{aligned} o_{ij} &\geq s_j + n_j - s_i - \nu_{b_i b_j m} \\ &\quad - M(2 + y_{ij} - z_{ij} - w_{ij}) \end{aligned} \quad i, j \in \tilde{N} \quad (3.35)$$

$$o_{ij} \geq n_j - M(3 - y_{ij} - z_{ij} - w_{ij}) \quad i, j \in \tilde{N} \quad (3.36)$$

$$o_{ij} \geq n_i - M(1 + y_{ij} + z_{ij} - w_{ij}) \quad i, j \in \tilde{N} \quad (3.37)$$

$$o_{ij} \geq 0 \quad i, j \in \tilde{N} \quad (3.38)$$

$$\beta_{bd} \in \{0, 1\} \quad b, d \in B \quad (3.39)$$

$$\nu_{bcd} \in \{0, 1\} \quad b, c, d \in B, b \neq c \quad (3.40)$$

$$x_{ij} \in \{0, 1\} \quad i \in \tilde{N}, j \in \tilde{N}_{b_i} \quad (3.41)$$

$$y_{ij}, z_{ij}, w_{ij} \in \{0, 1\} \quad i, j \in \tilde{N} \quad (3.42)$$

Die Nebenbedingungen (3.24) und (3.25) gewährleisten, dass jeder der m Bins genau einer der m Stationen zugewiesen wird. Über die Nebenbedingungen (3.26), (3.27) und (3.28) wird erzwungen, dass die Binärvariablen ν_{bcd} genau dann auf 1 gesetzt werden, wenn Bin b Station d zugewiesen ist und zugleich Bin c der Nachbarstation d^* . In (3.33) wird w_{ij} auf 1 gesetzt, falls die Bins von i und j benachbarten Stationen zugewiesen sind. Wenn $w_{ij} = 0$ ist, verlieren die Nebenbedingungen (3.34) bis (3.37) ihre Bedeutung. Davon abgesehen sind diese Nebenbedingungen aber identisch zu denen aus dem MIP im vorherigen Unterabschnitt. Ähnlich wie die s_i dienen die w_{ij} nur der Übersicht und können durch die Summe in (3.33) ersetzt werden.

In dieser Form verlangt das MIP, dass die beiden dominierenden Maschinen benachbart sein müssen. Denn dann gibt es nur zwei Stationen, zwischen denen die Berechnung der Überlappung um 1 versetzt stattfinden muss. Wenn die dominierenden Maschinen beispielsweise einen Abstand von 2 haben, tritt dieser Sonderfall der Berechnung sowohl zwischen den Station $m - 1$ und 1 auf als auch zwischen m und 2, was durch die Variablen $\nu_{b_i, b_j, m-1}$ bzw. $\nu_{b_i b_j m}$ erkannt werden kann. Diese müssten dann auch beide in die Nebenbedingungen (3.29) bis (3.35) einfließen. Da immer höchstens eine von beiden gleichzeitig auf 1 gesetzt sein kann, bewirken dann diese beiden Variablen zusammen die um 1 versetzte Berechnung der Überlappung. Nebenbedingung (3.29) z.B. sähe dann so aus:

$$M y_{ij} \geq s_j - s_i - \nu_{b_i b_j m} - \nu_{b_i, b_j, m-1} + \epsilon \quad i, j \in \tilde{N}$$

Das Lösen dieses MIPs mit CPLEX dauert sehr viel länger als beim MIP mit fixierten

Bins. Allerdings ist die obere Schranke, also die aktuell beste gefundene Lösung, meist schon nach wenigen Minuten besser als die beste Lösung mit fixierten Bins (abhängig davon, ob die gegebene Binreihenfolge dort zufällig „gut“ ist).

3.2.3 Mehrere fixierte Reihenfolgen

Das MIP in Unterabschnitt 3.2.2 liefert zwar theoretisch optimale Lösungen, diese zu berechnen benötigt aber zu viel Zeit. Schon bei kleinen Instanzen mit $\tilde{n} = 10$ Jobgruppen und $m = 8$ beträgt der LP-Gap nach einer Stunde Berechnung noch 20%. Man beachte, dass es bei 10 Jobgruppen und 8 Bins mindestens 6 Bins gibt mit genau einer Jobgruppe. Es müssen also im Wesentlichen nur noch die Bins den Stationen zugeordnet werden und trotzdem ist die Laufzeit so lang.

Das MIP mit fixierten Bins hingegen findet erst ab Instanzen mit ca. $\tilde{n} = 25$ nicht mehr die optimale Lösung innerhalb von einer Stunde. Je nach Größe der Jobgruppen kann dies ein beträchtlicher Unterschied zu $\tilde{n} = 10$ sein. Allerdings ist die Güte der Lösungen des MIPs mit fixierten Bins von der initialen Binreihenfolge abhängig. Dazu wird in diesem Unterabschnitt versucht, solch eine initiale Binreihenfolge zu erzeugen, mit der das MIP dann arbeiten kann.

Benutzung beider MIPs

Beobachtungen der Leistung der beiden MIPs haben ergeben, dass das MIP mit freien Bins oft schon nach relativ kurzer Zeit eine bessere obere Schranke (d.h. die beste bis zu diesem Zeitpunkt gefundene Lösung) liefert als das MIP mit fixierten Bins. Daher ist ein Ansatz, das MIP mit freien Bins für eine gewisse Zeit laufen zu lassen und dann die Zuteilung der Bins zu den Stationen auszulesen (diese ist in den β_{bd} -Variablen kodiert), um anschließend mit dieser Binreihenfolge das MIP mit fixierten Bins zu starten.

Optimum zwischen zwei Bins

Betrachtet man zwei beliebige Bins b und c auf benachbarten Stationen, ist es möglich, all jene Zyklen t zu betrachten, in denen ein Job aus b auf der zweiten dominierenden Maschine ist und ein Job aus c auf der ersten. Die zugehörigen Zykluszeiten c_t werden dann durch die Prozesszeiten dieser Jobs auf den beiden dominierenden Maschinen definiert. Die Summe dieser Zykluszeiten zwischen zwei benachbarten Bins b und c wird mit C_{bc} bezeichnet.

Satz 2. *Seien b und c zwei Bins auf benachbarten Stationen. Wenn die Jobgruppen in b absteigend nach ihren Prozesszeiten auf der zweiten dominierenden Maschine angeord-*

net werden und die Jobgruppen in c absteigend nach ihren Prozesszeiten auf der ersten dominierenden Maschine, dann ist C_{bc} minimal.

Beweis. hmm...

□

Wenn die Jobgruppen in zwei benachbarten Bins so angeordnet sind, dass C_{bc} minimal ist, wird dieser Wert mit C_{bc}^* bezeichnet. Dieses Optimum zwischen zwei Bins ist auf die Anordnung aller m Bins übertragen aber nur ein lokales: Wird ein Bin bezüglich eines seiner Nachbarn in dieser Weise angeordnet, ist es im Allgemeinen nicht der Fall, dass diese Anordnung auch bezüglich des anderen Nachbarn optimal ist.

In den folgenden Absätzen werden einige Anwendungen dieses lokalen Optimierens vorgestellt.

Bestimmung einer unteren Schranke

Eine Anwendungsmöglichkeit der lokal optimalen Bins ist die Berechnung einer unteren Schranke für die Summe der Zykluszeiten im zweiten Dekompositionsansatz. Eine mögliche untere Schranke lässt sich wie folgt berechnen:

$$LB_{\sum c_t} = \frac{1}{2} \sum_{b=1}^m \left(\min_{a \neq b} C_{ab}^* + \min_{c \neq b} C_{bc}^* \right)$$

Es werden also für jeden Bin b sein optimaler linker Nachbar a und sein optimaler rechter Nachbar c gesucht. Da in der Summe all dieser C_{bc}^* -Werte jeder Bin zweimal (einmal als linker und einmal als rechter Nachbar) auftaucht, wird diese Summe noch halbiert. Zusammen mit den auftretenden Rüstkosten, die nach der Zuweisung der Jobgruppen an die Bins feststehen (vgl. Abschnitt 3.1), ist dies eine untere Schranke für die Zielfunktion C_{\max} .

Heuristik für initiale Binreihenfolge

Eine andere mögliche Anwendung der lokal optimalen Bins ist, eine initiale Binreihenfolge (bzw. eine initiale Zuweisung der Bins zu den Stationen) auf heuristischem Wege zu finden, mit der dann das MIP mit fixierten Bins arbeiten kann. Als erster Schritt wird unter allen möglichen C_{bc}^* -Werten (für alle Bins b, c) das Minimum gesucht. Die zugehörigen Bins b und c werden der ersten Station und der Nachbarstation der ersten Station zugewiesen. Anschließend wird unter allen noch nicht zugewiesenen Bins derjenige Bin d gesucht, der den besten C_{cd}^* -Wert aufweist. Da d ein „vielversprechender“ Nachbar für c ist, wird er der Nachbarstation von c zugewiesen. Dieses Vorgehen wird so lange wiederholt, bis jeder Bin einer Station zugewiesen ist.

Falls der Abstand der dominierenden Maschinen d_{dom} (=Abstand benachbarter Stationen) und die Anzahl der Maschinen m nicht teilerfremd sind, gibt es unter den Stationen disjunkte Gruppen, die untereinander nicht durch Nachbarschaft erreicht werden können. Beispielsweise bilden bei $m = 8$ und $d_{dom} = 2$ die Stationen 1, 3, 5, 7 und 2, 4, 6, 8 solche disjunkten Gruppen. In diesem Fall muss das obige Verfahren für jede dieser Gruppen separat durchgeführt werden.

3.2.4 Nachbarschaftssuche

Als Alternative zu den MIPs mit freien oder fixierten Bins lassen sich Nachbarschaftsoperatoren beschreiben, die für diverse Nachbarschaftssuchverfahren benutzt werden können. Naheliegende Operatoren sind:

- bch_{bc} : vertauscht die Bins an den Stationen b und c miteinander,
- jch_{bjk} : vertauscht im Bin an Station b die Jobgruppen j und k miteinander.

Es wurde ein Simulated Annealing Algorithmus implementiert, der diese beiden Nachbarschaften benutzt. Dieser ähnelt dem Simulated Annealing aus Abschnitt 2.1.3 und unterscheidet sich bloß in einem Punkt von diesem: In jeder Iteration wird mit einer Wahrscheinlichkeit von $\frac{m}{\tilde{n}+m}$ eine neue Lösung aus der bch_{bc} -Nachbarschaft erzeugt (mit zufällig gewählten b und c) und mit einer Wahrscheinlichkeit von $\frac{\tilde{n}}{\tilde{n}+m}$ eine Lösung aus der jch_{bjk} -Nachbarschaft (mit ebenfalls zufälligen b, j, k). Auf diese Weise wird je nach Verhältnis zwischen der Anzahl der Jobgruppen (\tilde{n}) und der Bins (m) der entsprechende Operator häufiger benutzt.

Im Gegensatz zu den beiden MIPs ist dieser heuristische Lösungsansatz nicht darauf angewiesen, dass nur zwei Maschinen dominierend sind.

4 Rechenergebnisse und Vergleiche

4.1 ...

4.1.1 Vergleich der Heuristiken

In diesem Abschnitt werden die Rechenergebnisse der Heuristiken aus Unterabschnitt 2.1.3 vorgestellt und miteinander verglichen. Es wurden drei Testreihen mit zufälligen Instanzen erzeugt, jeweils mit $m = 8$ und $n = 50, 100, 150, \dots, 5000$. Getestet wurde auf einem PC mit Intel(R) Xeon(R) CPU E3-1230 v3, 8 Kerne @ 3.30GHz, und 16GB RAM unter Ubuntu 13.10. Die MIPs wurden mit ZIMPL [Koc04] und CPLEX v12.6 gelöst. Die übrigen Heuristiken wurden in C++ implementiert und mit dem GCC v4.8.1 mit O2-Optimierung kompiliert.

In der ersten Testreihe sind die Maschinen M_3, M_4, M_5 dominierend. Ihre Prozesszeiten wurden gleichverteilt aus dem Intervall $[10, 100]$ gewählt. Die Prozesszeiten der übrigen Maschinen wurden aus dem Intervall $[0, 9]$ gleichverteilt gewählt. In Abbildung 4.1 sind die Resultate aufgetragen. Aufgetragen sind jeweils die absoluten Differenzen $C_{\max, h} - C_{\max, nfs}$ der übrigen Heuristiken (h) zur Non-Full-Schedule-Heuristik (nfs). CPLEX LB und UB bezeichnen die untere und obere Schranke, die CPLEX nach 30 Minuten errechnet hat. Dabei ist die obere Schranke der Zielfunktionswert einer tatsächlich errechneten Lösung und kann daher als Heuristik verwendet werden. Zu sehen ist, dass die Lösungen des MIPs bei sehr kleinen Instanzen ($n < 300$) nach einer halben Stunde Rechenzeit vergleichbar mit den Lösungen der übrigen Heuristiken sind. Allerdings benutzt CPLEX alle 8 Prozessorkerne parallel, während die übrigen Heuristiken nicht parallel implementiert sind. Außerdem liegen die Rechenzeiten der übrigen Heuristiken weit unter einer halben Stunde (s. Abbildung 4.2). Aus diesen Gründen wurde das MIP auch nur bis zu Instanzgrößen von $n = 1500$ berechnet.

Außerdem ist zu erkennen, dass die Double Ended Non-Full-Schedule-Heuristik fast identische Resultate liefert im Vergleich zur Non-Full-Schedule-Heuristik und dass die Gilmore-Gomory-Heuristik hier relativ schlechte Resultate liefert und mit Simulated Annealing die besten Lösungen erzeugt werden. Der Plot der relativen Abweichungen zeigt außerdem, dass diese Abweichungen offenbar nahezu konstant sind zwischen den Heuristiken (nicht beim MIP) und nicht von der Instanzgröße abhängen. Einzig die relative Abweichung des Simulated Annealings scheint mit zunehmender Instanzgröße

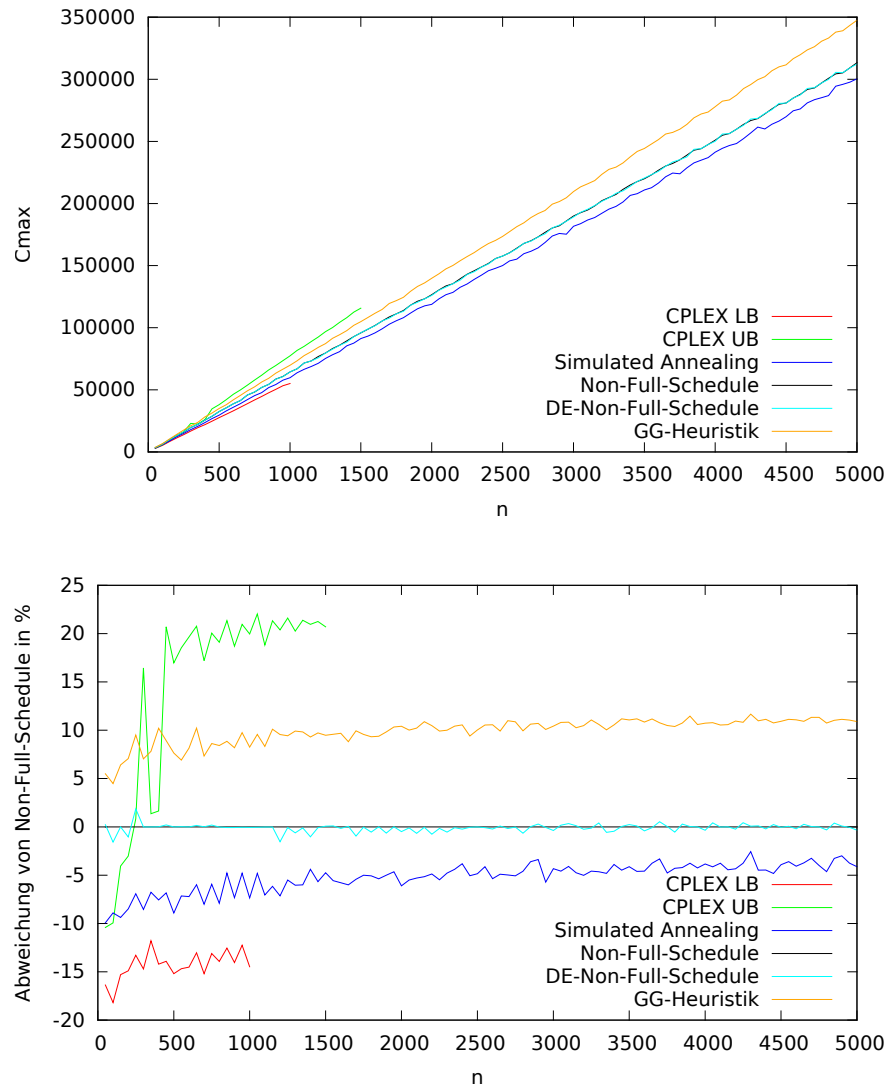


Abbildung 4.1: Absolute (oben) und relative (unten) Unterschiede zwischen der Non-Full-Schedule-Heuristik und den übrigen Heuristiken bei drei dominierenden Maschinen (gleichverteilte Prozesszeiten).

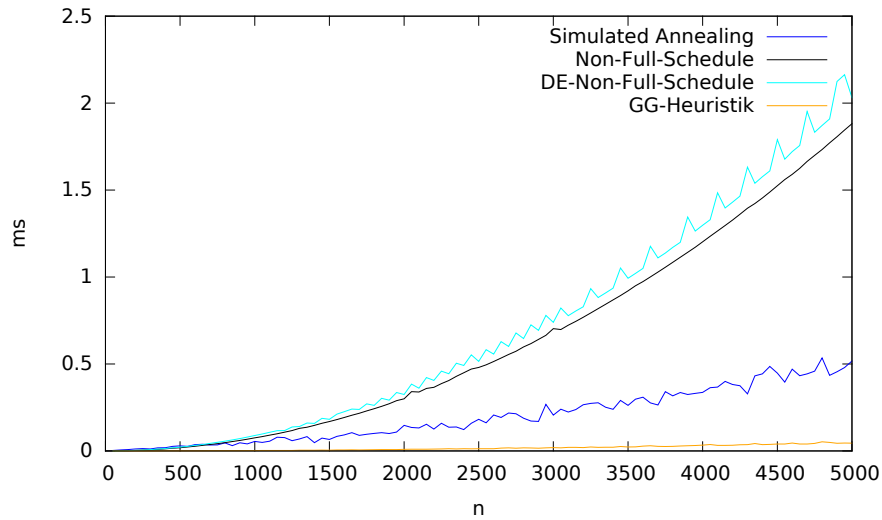


Abbildung 4.2: Laufzeiten der drei Heuristiken bei drei dominierenden Maschinen (gleichverteilte Prozesszeiten).

leicht abzunehmen.

In Abbildung 4.2 sind die Zeiten aufgetragen, die die Heuristiken benötigten, um die in Abbildung 4.1 dargestellten Resultate zu berechnen. Deutlich zu erkennen ist der quadratische Anstieg der beiden Non-Full-Schedule-Heuristiken, wobei die Double Ended Variante etwas langsamer ist, da pro Iteration immer zwei Jobs statt nur einem gesucht werden. Außerdem treten in der Kurve der Double Ended Non-Full-Schedule-Heuristik teilweise kleine Ausreißer nach oben auf. Eine plausible Begründung hierfür konnte nicht gefunden werden. Die Kurve des Simulated Annealings ist, wie zu erwarten war, sehr chaotisch, was durch die nicht deterministische Funktionsweise des Algorithmus erklärt werden kann: Die Laufzeit hängt stark vom Zufall ab und nur zweitrangig von der Instanzgröße. Am schnellsten ist die Gilmore-Gomory-Heuristik, die dafür aber auch vergleichsweise schlechte Resultate liefert.

Die zweite Testreihe unterscheidet sich nur dadurch von der ersten, dass die Prozesszeiten der dominierenden Maschinen nicht gleichverteilt aus dem Intervall $[10, 100]$ ausgewählt wurden, sondern normalverteilt mit einem Erwartungswert von $\mu = 50$ und einer Standardabweichung von $\sigma = 20$. Die Resultate sind analog zur ersten Testreihe in Abbildung 4.3 dargestellt und die Laufzeiten dazu in Abbildung 4.4.

Die Laufzeiten der zweiten Testreihe unterscheiden sich nur marginal von denen der ersten, was zu erwarten war, da die Laufzeiten der Heuristiken nicht von den Prozesszeiten abhängig sind. Die Kurven in Abbildung 4.3 unterscheiden sich im Verlauf kaum von denen in Abbildung 4.1. Allerdings sind diese Kurven im Vergleich zur ersten Testreihe

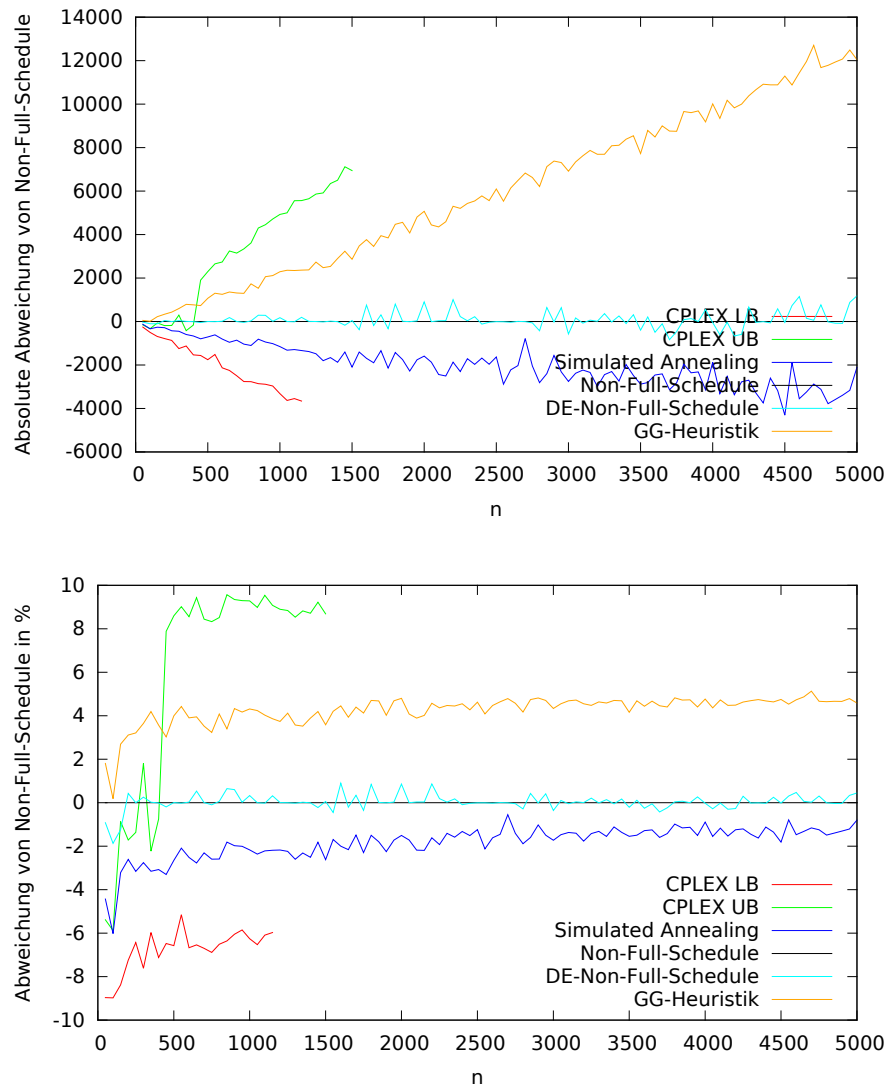


Abbildung 4.3: Absolute (oben) und relative (unten) Unterschiede zwischen der Non-Full-Schedule-Heuristik und den übrigen Heuristiken bei drei dominierenden Maschinen (normalverteilte Prozesszeiten).

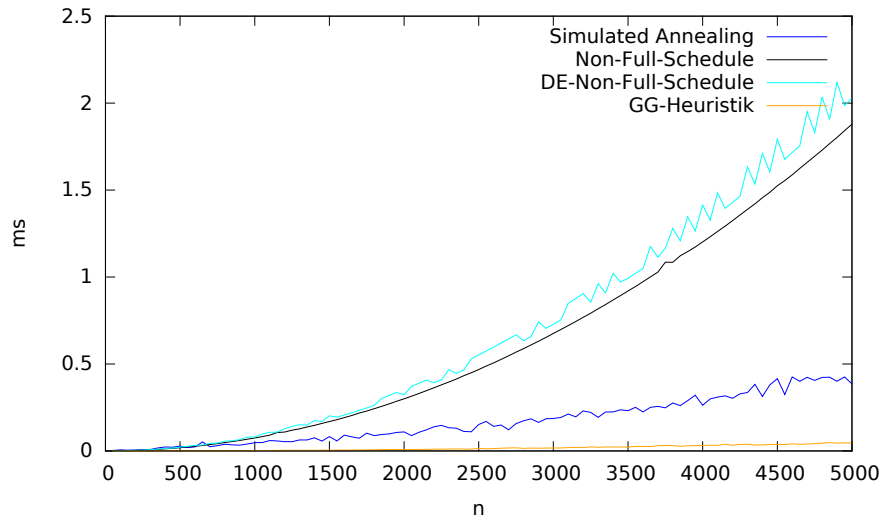


Abbildung 4.4: Laufzeiten der drei Heuristiken bei drei dominierenden Maschinen (normalverteilte Prozesszeiten).

in etwa um den Faktor 2 gestaucht. Die Resultate der Heuristiken unterscheiden sich hier also weniger. Das muss daran liegen, dass die Prozesszeiten (da sie normalverteilt sind) weniger unterschiedlich sind. Die beiden Non-Full-Schedule-Heuristiken ziehen daraus einen Vorteil, da sie nach eben diesem Prinzip vorgehen, möglichst ähnliche Prozesszeiten zu finden. Auch die Gilmore-Gomory-Heuristik profitiert davon, da beim (theoretischen) Wiederhochskalieren der Prozesszeiten der dritten dominierenden Maschine nur vergleichsweise wenige Zykluszeiten mit vergrößert werden müssen. Und auch CPLEX kommt bei diesen Daten offenbar ebenfalls schneller zu besseren Schranken.

Die dritte und letzte Testreihe wurde mit einem identischen Verfahren wie die zweite Testreihe generiert. Allerdings wurde der Erwartungswert der Prozesszeiten auf Maschine M_3 auf $\mu = 30$ festgesetzt, also um 20 weniger gegenüber M_4 und M_5 . Ziel sollte es sein, dass M_4 und M_5 nicht dominierend sind, sondern nur eine geringe Semidominanz haben, so dass die Vorzüge der Gilmore-Gomory-Heuristik zum Tragen kommen.

Und tatsächlich bestätigen die Rechenergebnisse diese Vermutung, wie in Abbildung 4.5 zu sehen ist. Fast alle Heuristiken liefern bessere Ergebnisse als sie es bei den ersten beiden Testreihen tun (in der gleichen Zeit, s. Abbildung 4.6). Simulated Annealing ist hier allerdings nicht mehr die beste Heuristik. Die besten Resultate liefern hier die Gilmore-Gomory-Heuristik, die die größte Verbesserung gegenüber den anderen Testreihen erfährt, und die Non-Full-Schedule-Heuristik. Die Resultate von beiden sind nahezu identisch. Die Double Ended Non-Full-Schedule-Heuristik ist hier bei allen Instanzen schlechter als die Non-Full-Schedule-Heuristik, wenn auch nur um weniger als 1% bzw. bis zu 3% bei sehr kleinen Instanzen. Bemerkenswert ist außerdem, dass die untere

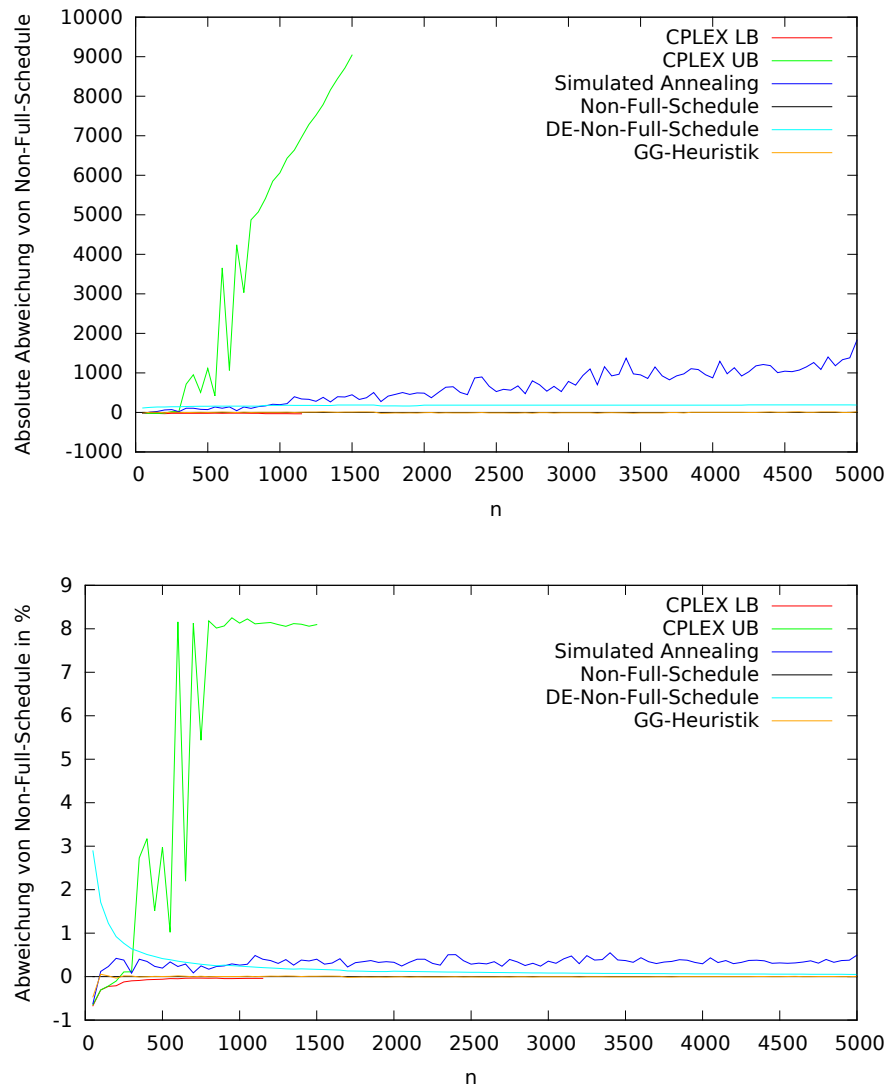


Abbildung 4.5: Absolute (oben) und relative (unten) Unterschiede zwischen der Non-Full-Schedule-Heuristik und den übrigen Heuristiken bei zwei semidominierenden Maschinen (normalverteilte Prozesszeiten).

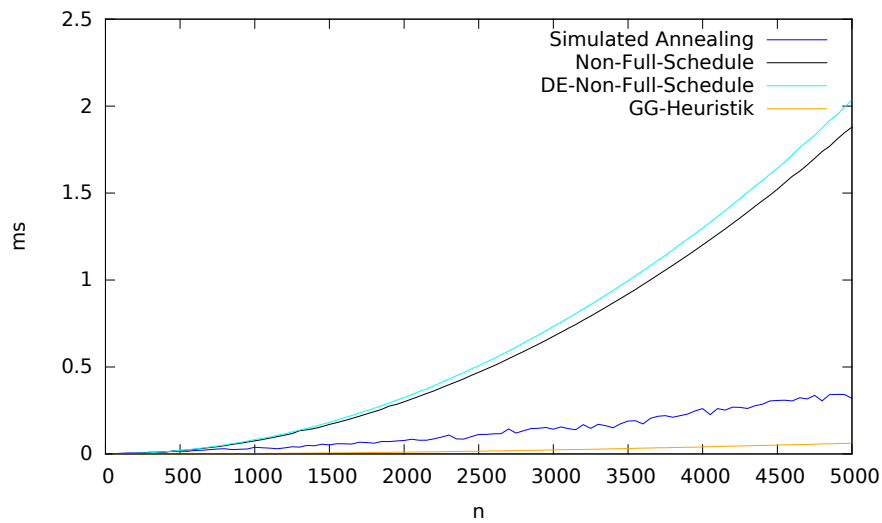


Abbildung 4.6: Laufzeiten der drei Heuristiken bei zwei semidominierenden Maschinen (normalverteilte Prozesszeiten).

Schranke, die von CPLEX für Instanzen mit $n \leq 1500$ berechnet wurde, oft bis an die Ergebnisse der Gilmore-Gomory- und der Non-Full-Schedule-Heuristik heranreicht. Das bedeutet, dass die Resultate dieser beiden Heuristiken nahezu optimal sind. Andererseits sind die oberen Schranken von CPLEX vergleichsweise weit von den Resultaten der Heuristiken entfernt. Als Ausblick könnten diese Heuristiken daher in CPLEX integriert werden, um die oberen Schranken zu verbessern.

Literaturverzeichnis

- [GG64] GILMORE, P. C. ; GOMORY, R. E.: Sequencing a One State-Variable Machine: A Solvable Case of the Traveling Salesman Problem. In: *Operations Research* 12 (1964), Nr. 5, S. 655–679
- [Koc04] KOCH, Thorsten: *Rapid Mathematical Programming*, Technische Universität Berlin, Diss., 2004.
<http://opus4.kobv.de/opus4-zib/frontdoor/index/index/docId/834>.
– ZIB-Report 04-58
- [KS03] KARABATI, S. ; SAYIN, S.: Assembly line balancing in a mixed-model sequencing environment with synchronous transfers. In: *European Journal of Operational Research* 149 (2003), Nr. 2, S. 417–429
- [WK] WALDHERR, Stefan ; KNUST, Sigrid: *Complexity results for flow shop problems with synchronous movement*