

TOBB EKONOMİ VE TEKNOLOJİ ÜNİVERSİTESİ
FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ

**KOMPOZİT MALZEME ÜRETİMİNDE KULLANILAN PARALEL FIRINLARIN
ÇİZELGELENMESİ İÇİN BİR OPTİMİZASYON MODELİ VE SEZGİSEL ÇÖZÜM
YAKLAŞIMI GELİŞTİRİLMESİ**

YÜKSEK LİSANS TEZİ

Göksu ŞENTÜRK

Endüstri Mühendisliği Anabilim Dalı

Tez Danışmanı: Doç. Dr. Kadir ERTOĞRAL

EYLÜL 2022

TEZ BİLDİRİMİ

Tez içindeki bütün bilgilerin etik davranış ve akademik kurallar çerçevesinde elde edilerek sunulduğunu, alıntı yapılan kaynaklara eksiksiz atıf yapıldığını, referansların tam olarak belirtildiğini ve ayrıca bu tezin TOBB ETÜ Fen Bilimleri Enstitüsü tez yazım kurallarına uygun olarak hazırlandığını bildiririm.



Göksu Şentürk



ÖZET

Yüksek Lisans Tezi

KOMPOZİT MALZEME ÜRETİMİNDE KULLANILAN PARALEL FIRINLARIN ÇİZELGELENMESİ İÇİN BİR OPTİMİZASYON MODELİ VE SEZGİSEL ÇÖZÜM YAKLAŞIMI GELİŞTİRİLMESİ

Göksu ŞENTÜRK

TOBB Ekonomi ve Teknoloji Üniversitesi
Fen Bilimleri Enstitüsü
Endüstri Mühendisliği Anabilim Dalı

Danışman: Doç. Dr. Kadir ERTOĞRAL

Tarih: Eylül 2022

Bu çalışma kapsamında havacılık ve uzay sanayine yönelik çalışan ve kompozit parçalar üreten gerçek bir üretim departmanında karşılaşılan bir çizelgeleme problemi ele alınmaktadır. Kompozit parçaların üretim sürecindeki iki ana adım, kompozit parçaların kalıplara montesi ve ardından parçaların kalıplar içerisinde otoklav adı verilen basınçlı paralel fırınlarda ısıl işlem görmesidir. Parçalar, ısı seviyesi, basınç ve süre açısından farklı işlem gereksinimlerine sahiptirler. Yalnızca bu özelliklere göre uyumlu parçalar bir arada aynı partiye girebilir. Çizelgeleme problemi, sürecin ikinci adımı ile ilgilidir ve parçaların birlikte gruplandırılıp partilerin oluşturulmasını ve ardından otoklav adlı fırınlara giren partilerin fırınlarda çizelgelenmesini içerir. Problemin otoklavların alan ve termocouple kapasiteleri, süreçte kullanılan kalıp sayısı, parçaların teslim tarihi, en erken ve en geç işleme alınabilecekleri zaman, ardışıklık durumu gibi pek çok kısıtları vardır. Otoklavlar yüksek düzeyde elektrik tükettiği için problemin amacı kullanılan parti sayısını en azlayarak enerji tüketiminin en aza indirilmesidir.

Problem literatürde uyumsuz iş aileleri ile parti çizelgeleme olarak geçmektedir. Tez kapsamında problemin matematiksel modeli geliştirilmiş ve farklı senaryolar altında

ön çözümler elde edilmiştir. Problem NP-zor kategoride olduğundan yüksek boyutlu problemler için makul sürede çözüm elde edilememektedir. Bu sebeple problem için K-ortalama algoritması ile işleri partilere bölen, sonra partileri fırınlara çizelgeleyip ilk olurlu çözümü elde eden ve değişken komşu arama (DKA) algoritması ile elde edilen çizelgeleri iyileştiren bir sezgisel algoritma geliştirilmiştir. Problem farklı senaryolarda denenerek oluşturulan matematiksel modelin parametre hassasiyet analizi ve geliştirilen sezgiselin performansı test edilmiştir. Yapılan testler sonucu sezgisel algoritmanın ortalamada optimalden %5,12732 saptığı gözlemlenmiştir.

Anahtar Kelimeler: Parti çizelgeleme, Uyumsuz iş aileleri, Matematiksel modelleme, Sezgisel algoritma



ABSTRACT

Master of Science

**DEVELOPMENT OF A OPTIMIZATION MODEL AND SOLUTION
APPROACH FOR SCHEDULING PARALLEL MACHINES USED IN
PRODUCTION OF COMPOSITE MATERIAL**

Göksu ŞENTÜRK

TOBB University of Economics and Technology
Institute of Natural and Applied Sciences
Industrial Engineering Science Programme

Supervisor: Doç. Dr. Kadir ERTOĞRAL

September 2022

We tackle a scheduling problem encountered in a real production department that produces composite parts in an aircraft manufacturing plant. Two main steps in the production process of composite parts are mounting the composite parts on molds and then heat treatment of the parts in pressurized parallel ovens, called autoclaves. Parts have different process requirements in terms of heating level, pressure, and time. Only the compatible parts can go into the same autoclaves together in a batch. The scheduling problem is about the second step of the process and it involves batching the parts together and then scheduling batches into the autoclaves. The problem has several different types of constraints, such as the capacity of autoclave in terms of space and thermocouple, the number of molds available for the process, due dates, the earliest and latest processing time for parts, and the sequence status of parts. The objective is taken as the minimization of the energy consumption since the autoclaves consume high levels of electricity. Closest problem to our problem in the literature is called batch scheduling with incompatible job families. In this study we introduced a mathematical model of the problem and preliminary solutions were obtained under different scenarios. Since the problem is in the NP-hard category, solutions cannot be obtained in a reasonable time for complex problems. For this reason, the K-means algorithm is developed for the problem, which divides the works into batches then

schedules the batches to the furnaces, obtains the first feasible solution, and improves the schedules by the variable neighbor search (DKA) algorithm. In this way parameter sensitivity analysis of the mathematical model and the performance of the developed heuristic tested. As a result of the tests, it was observed that the heuristic algorithm deviated from the optimal by 5,12732% on average.

Keywords: Batch scheduling, Incompatible job families, Mathematical modeling, Heuristic algorithm



TEŐEKKÜR

Çalıőmalarım boyunca deęerli yardım ve katkılarıyla beni yönlendiren hocam Kadir Ertoęral'a, kıymetli tecrübelerinden faydalandığım TOBB Ekonomi ve Teknoloji Üniversitesi Endüstri Mühendislięi Bölümü öğretim üyelerine ve destekleriyle her zaman yanımda olan aileme ve arkadaşlarıma çok teşekkür ederim



İÇİNDEKİLER

	<u>Sayfa</u>
ÖZET	vii
ABSTRACT	ix
TEŞEKKÜR	xi
İÇİNDEKİLER	xii
ŞEKİL LİSTESİ	xv
ÇİZELGE LİSTESİ	xvii
RESİM LİSTESİ	xix
1. GİRİŞ	1
1.1 Tezin Amacı	2
1.2 Literatür Araştırması	2
2. PROBLEM TANIMI	5
3. MATEMATİKSEL MODEL VE SAYISAL YÖNTEM	7
3.1 Uyumsuz İş Aileleri ile Kompozit Malzeme Üretiminde Kullanılan Paralel Makinaların Çizelgelenmesi Problemine Ait Matematiksel Model.....	7
3.1.1 Kalıp kısıtları çalışma prensibi	11
3.1.2 Ardışıklık kısıtı.....	13
3.2 Problemin Zorluğu.....	14
4. SEZGİSEL YÖNTEM	17
4.1 Uyumsuz İş Aileleri İle Kompozit Malzeme Üretiminde Kullanılan Paralel Makinaların Çizelgelenmesi Problemine Ait Sezgisel Algoritma	17
4.1.1 Problem için tasarlanan sezgisel algoritma	17
5. NUMERİK ANALİZLER	29
5.1 Problem Örneklerinin Oluşturulması	29
5.2 Parametre Etki Analizi	30
5.2.1 İş kür grubu uyum matrisi etkisi	31
5.2.2 İşlerin hazır olma zamanlarının etkisi.....	32
5.2.3 İşlerin teslim tarihlerinin etkisi.....	34
5.3 Geliştirilen Sezgisel Algoritmanın Performans Testi.....	36
5.3.1 Farklı iş kür grubu uyum matrisleri ile sezgisel algoritmanın performansı.....	36
5.3.2 İşlerin hazır olma zamanlarının sezgisel algoritmanın performansına etkisi.....	38
5.3.3 İşlerin teslim tarihlerinin sezgisel algoritmanın performansına etkisi	39
5.3.4 Geliştirilen sezgisel algoritmanın detaylı performans analizi.....	41
5.3.5 Performans analizi özeti	44
6. SONUÇ VE ÖNERİLER	45
KAYNAKLAR	47
EKLER	51
ÖZGEÇMİŞ	63



ŞEKİL LİSTESİ

Sayfa

Şekil 4.1 : K-Ortalama algoritması ile partileme yapan ve DKA algoritması ile elde edilen çizimleri iyileştiren sezgisel algoritmanın akış diyagramı	20
Şekil 5.1 : 35 İş ve Normal Rj Sonuç Çizelgesi	33
Şekil 5.2 : 35 İş ve Sıkılaştırılmış Rj Sonuç Çizelgesi	33
Şekil 5.3 : 40 İş ve Normal Rj Sonuç Çizelgesi	34
Şekil 5.4 : 40 İş ve Sıkılaştırılmış Rj Sonuç Çizelgesi	34
Şekil 5.5 : 35 İş ve Sıkı Teslim Tarihi Sonuç Çizelgesi	35
Şekil 5.6 : 40 İş ve Sıkı Teslim Tarihi Sonuç Çizelgesi.....	35
Şekil 5.7 : 35 İş ve Sıkılaştırılmış Rj Sezgisel Sonuç Çizelgesi	39
Şekil 5.8 : 40 İş ve Sıkılaştırılmış Rj Sezgisel Sonuç Çizelgesi	39
Şekil 5.9 : 35 İş ve Sıkı Teslim Tarihi Sezgisel Sonuç Çizelgesi	40
Şekil 5.10 : 40 İş ve Sıkı Teslim Tarihi Sezgisel Sonuç Çizelgesi	41



ÇİZELGE LİSTESİ

Sayfa

Çizelge 3.1 : Ardışıklık matrisi örneği.....	14
Çizelge 5.1 : Veri Setleri.....	30
Çizelge 5.2 : İş-Kür Grubu Uyum Matrisine Göre Cplex Sonuçları.....	31
Çizelge 5.3 : İşlerin Hazır Olma Zamanlarının Sıkılaştırılması ile Elde Edilen Sonuçlar.....	33
Çizelge 5.4 : İşlerin Teslim Tarihlerinin Daraltılması ile Elde Edilen Sonuçlar.....	34
Çizelge 5.5 : Farklı Kür Grubu Uyum Matrisleri ile Optimal ve Sezgisel Yaklaşım Karşılaştırmalı Sonuçlar.....	36
Çizelge 5.6 : Veri Seti-4 İçin Sezgisel Algoritma Karşılaştırmalı Sonuçlar.....	38
Çizelge 5.7 : İşlerin Teslim Tarihlerinin Daraltılması ile Elde Edilen Sezgisel Sonuçları.....	39
Çizelge 5.8 : İşlerin Gecikme Miktarları.....	41
Çizelge 5.9 : [10-24] Rassal Dağılımlı Teslim Tarihleri İçin Elde Edilen Karşılaştırmalı Sonuçlar.....	41
Çizelge 5.10 : [10-24] Rassal Dağılımlı Teslim Tarihleri İçin Elde Edilen Karşılaştırmalı Sonuçlar.....	43



RESİM LİSTESİ

Sayfa

Resim 2.1: Otoklav	6
Resim 2.2: Termocouple	6





1. GİRİŞ

Çizelgeleme günlük hayatın pek çok alanında karşımıza çıkan hayatın daha planlı ilerlemesini sağlayan çok geniş bir kavramdır. Pek çok sektörde üretim yapan hemen hemen her fabrikada en sık karşılaşılan problemlerden biri çizelgelemedir. Çizelgeleme bir zaman periyodunda yapılması gereken işlerin belirli kısıtlar altında ve sınırlı kaynakla uygun sırada ve yetişmesi gereken tarihler için üretimlerinin tamamlanmasıdır. Üretim çizelgelemenin doğru yapılması şirket operasyonel faaliyetlerinin aksamaması için kritik bir konudur. Çizelgeleme problemlerinin çözümü ile firma verimliliğinde artış, işlerin teslim tarihlerinin aşılmaması, müşteri taleplerinin vaktinde karşılanması gibi pek çok fayda sağlanır. Parti veya yığın çizelgelemeyle ilgili literatüre ilk çalışma Ikura ve Gimple [1] tarafından 1986 yılında kazandırılmıştır. Çizelgeleme problemleri kullanılan makine sayısına, işlerin türlerine, amaç kriterlerine, üretime geliş şekillerine göre pek çok alt kategoride incelenmektedir.

Bu makale kapsamında çizelgeleme çalışmalarından uyumsuz iş aileleri ile paralel makinelerde yığın çizelgeleme alt başlığı çalışılmıştır. Uyumsuz iş aileleri ile kastedilen farklı özelliklere sahip birden fazla çeşitte iş grubu bulunmasıdır. Paralel makinelerde çizelgeleme problemlerinin ortak özelliği problem kapsamında birden fazla özdeş makine bulunmasıdır. Yığın çizelgelemenin anlamı ise işlerin gruplanıp yığınlar halinde işleme giriyor olmasıdır. Problem için matematiksel model oluşturulmuş ve optimal çözüm veren bir çözücü olan Cplex'te çözümler elde edilmiştir. Problem NP-zor problem kategorisinde olduğundan büyük problem örneklerinde çözümler elde edebilmek için sezgisel algoritma geliştirilmiştir. Bu sezgisel algoritma kapsamında problemin başlangıç çözümleri k-ortalama algoritmasına dayanan temel sıralama prensipleri ile elde edildikten sonra başlangıç çözümünün kalitesi iki farklı DKA algoritması ile iyileştirilmektedir. Geliştirilen sezgisel algoritmanın performansı küçük problem örneklerinde Cplex sonuçları ile karşılaştırılarak saptanmıştır.

1.1 Tezin Amacı

Tez kapsamında bir gerçek hayat problemi çözülmeye çalışılmıştır. Bu kapsamda bir firmanın üretim&planlama birimi ile koordineli çalışılarak uyumsuz iş aileleri ile paralel makine çizelgeleme problemi çözülmesi amaçlanmıştır. Problemin matematiksel modelinin geliştirilmesi ve etkin sonuçlar veren hibrit bir sezgisel algoritma geliştirilmesi ile literatüre katkı sağlamak hedeflenmiştir.

1.2 Literatür Araştırması

Literatürde çizelgeleme problemlerinin gelişimi çok eskiye dayanmaktadır. Çizelgeleme problemleri tek makine ile çizelgeleme, paralel makine çizelgeleme, yığın çizelgeleme, atölye tipi çizelgeleme gibi pek çok alt sınıfa ayrılmaktadır. Bu tez kapsamında çalışılan çizelgeleme probleminin kapsamı “uyumsuz iş aileleri ve paralel makineler ile yığın çizelgeleme” olarak geçmektedir. Yapılacak bu çalışma ile en yakından ilgili araştırma Ham, Fowler ve Cakici'nın makalesidir [2]. Bu makalede özdeş olmayan iş boyutları ve uyumsuz iş ailelerinin kısıtlamalarını içeren paralel bir yığın çizelgeleme problemi üzerine çalışılmıştır. İlgilendiğimiz problemin kısıtları ve amacı itibariyle bu makaledeki çalışmadan oldukça farklı yanları vardır. Almeder ve Mönch [3], Cakici [4], Glassey and Weng [5], Dobson and Nambimadom [6], Li, SS., Chen, RX [7] makalelerinde uyumsuz iş aileleri ile paralel makine çizelgeleme problemleri üzerinde çalışmışlardır. Shie-Gheun Koh, Pyung-Hoi Koo, Jae-Won Ha & Woon-Seek Lee [8] makalesinde farklı iş aileleri ile paralel makine çizelgeleme problemi üzerine çalışmışlardır. Farouk Yalaoui & Chengbin Chu [9] makalesi paralel makineler ile yığın çizelgeleme problemine amaç fonksiyonu maksimum gecikmeyi minimize etmek olacak şekilde yaklaşmıştır. Zhongshun Shi, Zewen Huang & Leyuan Shi [10] makalelerinde uyumsuz iş aileleri ile tek partili makine ve paralel partili makinelerin sipariş çizelgeleme problemlerini ele almaktadır.

Literatürde bu konu için sezgisel algoritma kullanılarak çözüm yaklaşımı geliştirilmiş pek çok makale bulunmaktadır. Balasubramanian [11], Mönch, J.W. Fowler, Michele Pfund [12] ve Koh [13] makalelerinde uyumsuz iş aileleri ile paralel makine çizelgeleme problemini genetik algoritma kullanarak çözmüşlerdir. Yugma [14] ve Lee, J. H., Yu, J. M., & Lee, D. H [15] makalesinde bu konu için tavlama benzetimi

algoritması, Mazumdar [16] ise tabu arama algoritmasını kullanmıştır. Mecler, Abu-Marrul, Martinelli & Hoff[17] makalelerinde aç gözlü algoritma temelli sezgisel geliştirmişlerdir. Kashan & B Karimi [18] uyumsuz iş ailelerine sahip paralel makinelerde işlerin çizelgelenmesi problemini Karınca Kolonisi Optimizasyonu sezgisel algoritması ile çözmüşlerdir.

Almeder ve Mönch [3] makalelerinde amaç fonksiyonu ağırlıklı gecikmeyi minimize etmek olan uyumsuz iş aileleri ile yığın çizelgeleme problemi üzerine çalışmışlardır. Problem çözümü için karınca sürüsü optimizasyonu ve değişken komşu arama sezgiseli önermişlerdir. Elde ettikleri sonuçları Ham, Fowler ve Cakici'nın [2] makalesinde aynı problem için tasarladığı genetik algoritma ile de karşılaştırmışlardır. Çözüm yaklaşımlarından en iyi sonucu değişken komşuluk arama sezgiseli ile elde ettiklerini belirtmişlerdir. Bizde çalışmamızda bir değişken komşuluk yaklaşımını sezgiselimize entegre ettik.

Mladenović N and Hansen [19] makalesi değişken komşu arama sezgiselinin ilk kullanım örneklerindedir. Bu makale kapsamında değişken komşu arama sezgiseli gezgin satıcı problemine uygulanmıştır. Bu makalede değişken komşu arama sezgiselinin o zamana kadar geliştirilmiş tavlama benzetimi, genetik algoritma, tabu arama gibi diğer sezgisellere göre kombinatoriyal optimizasyon problemlerinde daha iyi sonuçlar verdiğini söylemektedir. Değişken komşu arama sezgiselinin temelinde bir lokal arama metodu olduğu fakat komşuluk tanımını değiştirmesi sayesinde lokal optimuma takılı kalmaktan iyi kaçabilen bir metot olduğundan bahsedilmiştir. Aydın, M. E., Sevкли, M., & Aydın, M. E. [20] makalesinde özel iş çizelgeleme (job-shop scheduling) problemi için değişken komşu arama sezgiselini kullanmıştır ve bu sezgiselin literatürdeki emsal problemlere göre daha iyi sonuç verdiğini söylemiştir. Liao C-J and Cheng C-C [21] makalesinde tek makineli iş çizelgeleme problemi için işlerin bitmesi gereken en geç zamanı dikkate alarak ve ağırlıklı erken bitirme ve gecikmeyi amaç fonksiyonunda kullanarak çalışmıştır. Bu çalışmada değişken komşu arama sezgiselini tabu arama sezgiseli ile birleştirerek hibrit bir sezgisel geliştirmiştir. Geliştirdiği sezgisele DKA/TA adını vermiştir. Değişken komşu arama sezgiselinde komşu üretme mekanizmasını aday iki komşu çözümün hibritlenmesi ve hibritlerin tabu listesi yoluyla takibi olarak kullanmıştır. Sonuçların çözüm kalitesi ve çözüm zamanı açısından literatürdeki geçmiş çalışmalara göre daha iyi sonuç verdiğinden

bahsetmiştir. Hanane Krim1, Rachid Benmansour, David Duvivier and Abdelhakim Artiba [22] makalelerinde düzenli bakım gerektiren tek makine çizelgeleme problemini çalışmışlardır. Amaç fonksiyonu ağırlıklı bitiş zamanlarını minimize etmek olan bu makalede problemin NP zor olduğu gösterilmiş ve çözüm yöntemi olarak değişken komşu arama sezgiseli geliştirilmiştir. Bu çözüm yaklaşımının yüksek sayıda örnek içeren problemleri makul sürelerde çözebildiği ispatlanmıştır. Moser, M., Musliu, N., Schaerf, A., & Winter, F. [23] makalelerinde, çözüm metotlarımıza benzer olarak ilişkisiz paralel makine çizelgelemesi problemine ilk olarak matematiksel model geliştirerek küçük örnekler için kesin çözümler elde etmiştir. Sonrasında büyük ölçekli problemler için tavlama benzetimi ve farklı komşuluk tanımları ile DKA sezgisel algoritmalarını kullanmışlardır.

Bu problemin literatürdeki en yakın referansı olan Ham, Fowler ve Cakici'nın [2] makalesiyle benzer özellikleri işlerin hazır olma zamanları oluşu, işlerin farklı özelliklerde oluşu ve işlerin uyumsuz iş ailelerine sahip oluşudur. Bunun yanında problemimizin referans probleminden farklı pek çok özelliği vardır. Bunlar işlerin karakteristikleri bakımından teslim tarihleri, termocouple gereksinimleri, işleme alınması gereken en son tarih, ardışık iş durumu ve kalıp kullanımınıdır. Aynı zamanda problemimiz amaç fonksiyonu itibarıyla da referans makaleden farklılaşmaktadır. Referans makalede amaç fonksiyonu işlerin ağırlıklı bitiş zamanlarının minimizasyonu iken bizim problemimizde amaç fonksiyonu enerji minimizasyonudur. Çözüm metotları olarak da referanstan farklı yol izlenmiştir. Oluşturulan matematiksel model referans modelde kısıt programlama ve genetik algoritma ile çözümlenirken bizim problemimizde karışık tam sayılı programlama ve k-ortalama metodu ile partileme yapıp DKA algoritması ile iyileştirmeler elde eden hibrit sezgisel algoritma ile çözümlenmiştir.

Çalışmanın ikinci bölümünde problem tanımı yapılmıştır. Üçüncü bölümde problem için oluşturulmuş olan matematiksel model sunulmuştur. Dördüncü bölümde problem için geliştirilen sezgisel algoritma anlatılmıştır. Beşinci bölüm ise problemin farklı veri setlerinden elde edilen sonuçları kapsamaktadır. Çalışmanın son bölümünde ise sonuçlar verilmiş ve önerilerde bulunulmuştur.

2. PROBLEM TANIMI

TUSAŞ üretim departmanında üretmeyi planladığı ürünlere göre kompozit parça üretimi yapmaktadır. Bu proje kapsamında üretim departmanında üretilecek ürünlerin çizelgelenmesi yapılmaktadır. Kompozit parça üretimi iki ana işlemden oluşmaktadır. Bunlar parça serimi ve fırınlama işlemleridir. Serim işleminde, otoklava girecek parçalar temiz odada hazırlanmaktadır. Fırınlama işleminde ise, parçalar otoklav olarak adlandırılan basınçlı fırınlarda kür edilmektedir. Bu projede kompozit parçaların fırınlanması ve kür gruplarının oluşturulup fırınlara çizelgelemesi üzerinde çalışılmıştır.

Mevcut fırınlara parçalar kür gruplarına göre atanmaktadır. Kür grupları aynı basınç ve sıcaklıkta fırınlanabilecek parçalardan oluşmaktadır. Serimi yapılan parçaların fırınlara atama işlemi mevcut sistemde manuel olarak yapıldığından, darboğaz olarak nitelendirilen sistem talebi zamanında karşılayamama ve enerji israfı olmaktadır. Amaç fırınların maksimum kapasitede kullanımını sağlayacak, böylelikle enerji sarfiyatını minimize edecek, talebi zamanında karşılayacak bir çizelgeleme sistemi geliştirmektir.

Çizelgeleme probleminde amaç enerji maliyetlerini minimize ederek ve işlerin teslim tarihi, kalıp ve fırınlamayla ilgili kapasite kısıtlarını sağlayarak uygun grupta atamasının yapılmasını sağlamak ve farklı senaryoların amaç fonksiyonuna etkisini gözlemlemektir.

Proje gerçekleştirilirken hedeflenen maddeler aşağıdaki gibidir:

- Parçaların ait oldukları kür grubu ile fırına yerleştirilmesi.
- Parçaların kendi boyutuna uygun olan fırınlara atanabilmesi.
- Atama yapılırken fırın ve ürün için termocouple ve alan miktarının kontrolünün yapılması. (Kapasite kısıtlarının sağlanması)
- Eldeki kalıp sayısına uygun atama çizelgesinin oluşturulması.

- Bazı parçalar arası ardışıklık ilişkisine uyulması.
- Kalıplardaki parçaların hazır bulunmalarından sonra ve son kullanım ömrü dolmadan fırınlara atılması.
- Parçaların işlemlerinin zamanında teslim zamanından önce bitirilmesi.

Varsayımlar:

- Her iş bir kalıp kullanır. Bir kalıp farklı işler tarafından kullanılabilir.
- Vakumport sayısı Termocouple sayısı kadar kullanılır. Bu sebeple ekstra bir kısıt olarak eklenmesine gerek yoktur.

Resim 2.1 ve Resim 2.2’de temsili otoklav ve termocouple görselleri sunulmuştur.



Resim 2.1: Otoklav



Resim 2.2: Termocouple

3. MATEMATİKSEL MODEL VE SAYISAL YÖNTEM

Bu tez kapsamında problem daha önce belirttiğimiz gibi “Uyumsuz İş Aileleri ile Kompozit Malzeme Üretiminde Kullanılan Paralel Makinaların Çizelgelenmesi” problemi baz alınarak incelenip modellenmiştir. İlgili probleme ait model ve parametreler aşağıdaki gibidir. Bu model Ham, Fowler ve Cakici'nın [2] makalelerindeki modelin genişletilmiş versiyonudur.

3.1 Uyumsuz İş Aileleri ile Kompozit Malzeme Üretiminde Kullanılan Paralel Makinaların Çizelgelenmesi Problemine Ait Matematiksel Model

Modelleme yaklaşımımız kesikli planlama ufkunda temelde kür grubu bazında benzer işlerin kısıtlar göz önüne alınarak gruplanıp partiler haline getirilmesi ve sonrasında fırın kısıtları kapsamında her fırına atamalar yapılarak uygun çizelgeler çıkarılmasıdır. Problemimizin en temel iki karar değişkeni hangi işin hangi partide işlem göreceği (y_{bj}) ve hangi partinin hangi zamanda hangi fırında işlemine başlayacağıdır (x_{ftb}). Problem kapsamında her kür grubu için belli sayıda maksimum parti varsayılmış ve bunlardan bazıları son çizelgede yer almıştır. Problem kapsamında her iş bir kalıp kullandığından problem için belirli sayıda kalıbın başlangıçta var olduğu varsayılmıştır ve problem içinde akış denge kısıtları ile kalıp mevcudiyeti kontrol edilmektedir.

Kümeler:

$J=\{1,2,\dots,j\}$ iş kümesi

$B=\{1,2,\dots,b\}$ parti kümesi

$F=\{1,2,\dots,f\}$ fırın kümesi

$T=\{1,2,\dots,t\}$ periyot (zaman) kümesi

$G=\{1,2,\dots,g\}$ kalıp kümesi

$N=\{1,2,\dots,n\}$ ardışık işler kümesi

Parametreler:

- RT_j j işinin serbest bırakılma zamanı (ardışık iş değil ise)
- P_b b partisi işlem zamanı
- D_j j işinin teslim tarihi
- O_j j işinin başlayabileceği en geç zaman
- E_b b partisinin enerji maliyeti
- TCF_f f fırınındaki termocouples sayısı
- TC_j j işi için gerekli termocouple sayısı
- AF_f f fırınının toplam efektif kapasitesi
- A_j j işinin kapladığı alan
- K_{jb} 1 eğer j işi b partisine atanabiliyorsa; d.d 0
- Q_{jg} 1 eğer j işi g kalıbına uyumlu ise; d.d 0
- OG_{gt} Önceki zaman diliminde biten işlerden gelen kalıplar
- I_{nj} 1 eğer işler ardışıksa; d.d. 0
- H_f f fırınının müsait olduğu zaman
- M Büyük bir sayı
- Ct Bir kalıbın serbest kaldıktan sonra soğuması ve temizlenmesi için gereken süre
- α İşlerin gecikme toleransı

Karar değişkenleri:

- x_{fbt} 1, eğer b partisi f fırınında t zamanında işlemine başlarsa; d.d, 00
- y_{bj} 1 eğer j işi b partisine atanırsa; d.d, 0
- c_j j işinin tamamlanma zamanı
- z_b b partisinin işlemini tamamladığı zaman

w_{bf} 1 eğer b partisi kullanıldıysa; d.d, 0

u_{gt} t zaman dilimi başında g kalıplarının kullanımında olan miktarı

s_{bftj} f fırınında, t zamanında başlayan b partisinde/bloğunda j işi bulunuyorsa 1 bulunmuyorsa 0 durumunu ifade etmektedir.

aa_{gt} Biten parti gelen g tipi kalıp sayısı

bb_{gt} Başlayan parti için gereken g tipi kalıp sayısı

r_j Ardışıklık içeren j işinin hazır olma zamanı

Model :

$$\text{Min } \sum_{b=1}^B \sum_{f=1}^F E_b w_{bf} \quad (3.1)$$

Kısıtlar:

$$y_{bj} \leq K_{bj} \quad \forall b \in B \forall j \in J \quad (3.2)$$

$$\sum_{j=1}^J A_j \cdot y_{bj} \leq AF_f + M(1 - w_{bf}) \quad \forall b \in B \forall f \in F \quad (3.3)$$

$$\sum_{j=1}^J TC_j \cdot y_{bj} \leq TCF_f + M(1 - w_{bf}) \quad \forall b \in B \forall f \in F \quad (3.4)$$

$$c_j \leq D_j + \alpha \quad \forall j \in J \quad (3.5)$$

$$\sum_{t=1}^{T-p_b+1} x_{fbt} = w_{bf} \quad \forall b \in B \forall f \in F \quad (3.6)$$

$$\sum_{b=1}^B \sum_{t=\max\{1, t-p_b+1\}}^t x_{fbt} \leq 1 \quad \forall t \in T \forall f \in F \quad (3.7)$$

$$z_b = \sum_{f=1}^F \sum_{t=1}^{T-p_b+1} (t + P_b - 1) x_{fbt} \quad \forall b \in B \quad (3.8)$$

$$c_j \geq z_b - M(1 - y_{bj}) \quad \forall b \in B \forall j \in J \quad (3.9)$$

$$z_b \cdot P_b + 1 \geq RT_j - M * (1 - y_{bj}) \quad \forall b \in B \forall j \in J \quad (3.10)$$

$$z_b - P_b + 1 \leq O_j + M * (1 - y_{bj}) \quad \forall b \in B \forall j \in J \quad (3.11)$$

$$\sum_{j=1}^J y_{bj} \leq M * \sum_{f=1}^F w_{bf} \quad \forall b \in B \quad (3.12)$$

$$\sum_f w_{bf} \leq 1 \quad \forall b \in B \quad (3.13)$$

$$\sum_{t=1}^{Hf} \sum_{b=1}^B x_{fbt} = 0 \quad \forall f \in F \quad (3.14)$$

$$\sum_{b=1}^B y_{bj} = 1 \quad \forall j \in J \quad (3.15)$$

$$u_{gt} = u_{(gt-1)} + aa_{gt} - bb_{gt} + OG_{gt} \quad \forall g \in G \quad \forall t \in T: t > 1 \quad (3.16)$$

$$u_{g1} = 10 \quad \forall g \in G \quad (3.17)$$

$$\sum_{f=1}^F \sum_{l=t-P[l]-ct >= 1}^B s_{bftj} * Q_{ig} = aa_{gt} \quad \forall g \in G, \forall t \in T \quad (3.18)$$

$$\sum_{f=1}^F \sum_{b=1}^B \sum_{j=1}^J s_{bftj} * Q_{ig} = bb_{gt} \quad \forall g \in G, \forall t \in T \quad (3.19)$$

$$s_{bftj} \geq 1 - M * (2 - (x_{fbt} + y_{bj})) \quad \forall b \in B, \forall f \in F, \forall t \in T, \forall j \in J \quad (3.20)$$

$$s_{bftj} \leq x_{fbt} \quad \forall b \in B, \forall f \in F, \forall t \in T, \forall j \in J \quad (3.21)$$

$$s_{bftj} \leq y_{bj} \quad \forall b \in B, \forall f \in F, \forall t \in T, \forall j \in J \quad (3.22)$$

$$r_j = \sum_{n=1}^N In_j * (c_j + ct) + RT_j \quad \forall j \in J \quad (3.23)$$

Kısıtların Açıklamaları:

3.1: Toplam enerji maliyetinin minimizasyonu. Toplam enerji maliyeti = kür grubu enerji maliyetleri x Kullanılan farklı kür gruplarına ait partiler

3.2: İşlerin, ilgili iş ailesini içermeye uygun olan mevcut partilerden birine atanması (bu durum K_{jb}=1)

3.3: Fırınlara atanacak ürünler için gereken toplam alanın, fırının alanından küçük olması

3.4: Fırınlara atanacak ürünler için gereken toplam termocouple sayısının, fırının termocouple sayısından küçük olması

3.5: İşlerin bitiş zamanlarının teslim tarihleri ve teslim tarihi toleransının toplamından küçük eşit olması

3.6: Her partinin yalnızca belirli bir zamanda başlayabilmesi

3.7: Herhangi bir zamanda her fırında en fazla bir partinin işlenmesi

3.8: Her partinin tamamlanma süresinin hesaplanması

3.9: Her bir işin tamamlanma süresinin, atandığı partinin tamamlanma süresine göre belirlenmesi

3.10: İlgili partiye atanan tüm işler hazır olana kadar bir partinin işlemeye başlayamaması

3.11: Her bir işin atandığı partideki başlayabileceği en geç zaman

3.12-3.13: Partinin kullanım durumuna göre atama yapılması

3.14: Fırının müsait olduğu zamana kadar atama yapılamaması (eski işlerin bitmesi)

3.15: Her işin sadece 1 partiye atanması

Kalıpların çevrimini sağlayan kısıtlar

3.16: Kalıp sayısının her t zaman dilimi için kullanımını sağlayacak akış denge kısıtıdır. Bu kısıt herhangi bir t anında sistemde kaç adet kalıp olduğunu tanımlar.

3.17: Kalıp çevriminin takip edilebilmesi için $t=0$ başlangıç anında sistemde 10 adet kalıp olduğu tanımlanmıştır.

3.18: Her t zaman dilimi için biten bloklardan gelen kalıp sayısını tanımlar.

3.19: Başlayan blok için gereken g tipi kalıpları tanımlar.

3.20-3.21 ve 3.22: Kısıtları kalıp çevrimi kısıtlarının lineerliğini sağlar. Detaylı anlatım için bölüm 3.1.1'e bakılmalıdır.

3.23: Ardışıklık durumunda bir işin serbest bırakılma zamanını öncül işlere göre ayarlayan kısıttır. Detaylı bilgi için bölüm 3.1.2'ye bakılmalıdır.

3.1.1. Kalıp kısıtları çalışma prensibi

Üretilmesi planlanan parçalar fırınlara kalıplara serme işlemi yapılarak girebilmektedir. Dolayısıyla kalıpların üretim esnasında üretimin aksamaması adına yeterliliğinin takip edilmesi gerekmektedir. Kalıp kısıtlarının takip mantığı akış denge kısıtları prensibini temel almaktadır ve her bir t zaman periyodunda bulunması gereken kalıp sayısını hesaplamaktadır.

- Kalıp Seti Kümesi “G” harfiyle adlandırılmıştır.
- Kalıp sayısını takip edecek karar değişkeni “ U_{gt} ” olarak tanımlanmıştır.

- Her iş için her kalıp kullanılmayacağından iş kalıp uyumu parametresi “Qjg” olarak tanımlanmıştır.

$$U_{gt} = U_{g(t-1)} + \text{Biten bloklardan gelen } g \text{ tipi kalıp} - \text{Başlayan blok için gereken } g \text{ tipi kalıp} + OG_{gt}$$

Kalıp sayısının her t zaman dilimi için optimalde kullanımını sağlayacak akış denge kısıtı:

$U_{g,t-1}$: önceki t zaman diliminden gelen serbestteki g kalıpları sayısı

U_{gt} : önceki periyotta kullanılıp t zaman diliminde kullanıma müsait olan kalıp sayısı

OG_{gt} : t=0 zaman dilimi öncesinde başlayıp t zaman diliminde kullanıma hazır hale gelen kalıp sayısı

t zamanı için **Biten partilerden gelen** g tipi kalıp sayısı= Serbest bırakılıp önceki periyottan gelen kalıplar;

$$\sum_{f=1}^F \sum_{b=t-Pb-ct \geq 1}^B \sum_{j=1}^J Xfb(t-Pb) * Ybj * Qjg \quad \forall g \in G, \forall t \in T \quad (3.24)$$

t zamanı için **Başlayan blok için gereken** g tipi kalıp;

$$\sum_{f=1}^F \sum_{b=1}^B \sum_{j=1}^J Xfbt * Ybj * Qjg \quad \forall g \in G, \forall t \in T \quad (3.25)$$

Yukarıda tanımlanan kısıtlar kalıp çevrimini takip edebilmekte fakat iki karar değişkeni çarpımı içerdiğinden ($Xfbt * Ybj$) modelin lineerliğini bozmaktadır. Bu sebeple model iki karar değişkeninin çarpımını tanımlayan yeni bir karar değişkeni “ S_{bftj} ” tanımlayarak doğrusallaştırılmıştır.

S karar değişkeni; f fırınında, t zamanında başlayan b partisinde j işi bulunuyorsa 1 bulunmuyorsa 0 durumunu ifade etmektedir.

$$S_{bftj} = \begin{cases} 1, & \text{Eğer } xfbt * ybj = 1 \\ 0, & \text{Eğer } xfbt * ybj = 0 \end{cases}$$

S_{bftj} karar değişkeninin modele entegrasyonu ve $Xfbt * Ybj = 1$, $Xfbt * Ybj = 0$ koşullarını sağlayabilmesi için aşağıdaki kısıtlar tanımlanmıştır.

Kısıtlar:

$$\bullet \quad Sbftj \geq 1 - M * (2 - (Xfbt + Ybj)) \quad (3.20)$$

$$\bullet \quad Sbftj \leq Xfbt \quad (3.21)$$

$$\bullet \quad Sbftj \leq Ybj \quad (3.22)$$

Sonuç olarak , $Xfbt * Ybj$ çarpımını gördüğümüz yerlere $Sbftj$ karar değişkenini yazdığımıza modele eklenecek kısıtlar aşağıdaki şeklini almıştır;

$$\sum_{f=1}^F \sum_{l=t-P[l]-ct >=1}^B \sum_{j=1}^J Sbftj * Q_{ig} = aa_{gt} \quad \forall g \in G, \forall t \in T \quad (3.18)$$

$$\sum_{f=1}^F \sum_{b=1}^B \sum_{j=1}^J Sbftj * Q_{ig} = bb_{gt} \quad \forall g \in G, \forall t \in T \quad (3.19)$$

$$u_{gt} = u_{(gt-1)} + aa_{gt} - bb_{gt} + OG_{gt} \quad \forall g \in G, \forall t \in T \quad (3.16)$$

$$S_{bftj} \geq 1 - M * (2 - (x_{fbt} + y_{bj})) \quad \forall b \in B, \forall f \in F, \forall t \in T, \forall j \in J \quad (3.20)$$

$$S_{bftj} \leq x_{fbt} \quad \forall b \in B, \forall f \in F, \forall t \in T, \forall j \in J \quad (3.21)$$

$$S_{bftj} \leq y_{bj} \quad \forall b \in B, \forall f \in F, \forall t \in T, \forall j \in J \quad (3.22)$$

3.1.2. Ardışıklık kısıtı

Bazı durumlarda bazı parçaların üretilmesi için birden çok kez işlem görüp fırına girmesi gerekebilir. Bu durum modelde aşağıdaki gibi göz önüne alınmıştır. Aynı işin tekrar tekrar işlem görmesi gerektiği durumlar için aynı işin kopyalanması ve her özelliği birebir aynı olan iş kopyası/kopyaları oluşturulması düşünülmüştür. Örneğin bir işin 3 kez fırına girmesi gerekiyorsa bu iş için tüm özellikleri aynı 3 iş kopyası oluşturulur ve bu kopyaların ardışık olarak işlem görmeleri işlerin hazır olma zamanları kullanılarak sağlanmıştır.

İlk olarak hangi işlerin birbirinin kopyası olduğunun bilinebilmesi için bir iş kopya matrisi (In_j) oluşturulmuştur. Bu matris bir parametredir. Eğer $In_j=1$ ise j işi i işi bitmeden başlayamaz.

Aşağıdaki iş kopya matrisi örneğinde (In_j) 3. İşin 3 kez işlem görmesi gerekmektedir. Bu sebeple 3. iş için 4. iş, 4. iş için 5. iş üretilmiştir. Bu şekilde 3. işin 3 kez işlem görmesi sağlanmıştır. Örneğin $I_{34}=1$, $I_{45}=1$. Bu durum Çizelge 3.1'de gösterilmiştir.

Çizelge 3.1 : Ardışıklık matrisi örneği.

j/j+1	J=1	j=2	j=3	j=4	j=5
J=1	0	0	0	0	0
J=2	0	0	0	0	0
J=3	0	0	0	1	0
J=4	0	0	0	0	1
J=5	0	0	0	0	0

Sonrasında bu üç kopya arası öncelik ilişkisi bulunur. İlk iş bitmeden 2. iş fırınlanmaya hazır hale gelemez. 2 ve 3 arasında da aynı ilişki geçerlidir. Yeniden örneğimiz üzerinden düşündüğümüzde 3. iş bitmeden 4. hazır edilmez. 4. iş bitmeden 5. hazır hale getirilemez. Dolayısıyla, 4. işin hazır olma zamanı 3. işin bitiş zamanı+ sabit süreye (soğuma kalıptan çıkarma) eşit olmalıdır.

Böyle olunca R_j bir başka işin bitiş zamanına bağlı olduğundan, arasında öncelik ilişkisi bulunan işler için karar değişkenine dönüşmüştür. Bu karar değişkenine “ R_j ” adı verilmiştir. Öncelik ilişkisi bulunmayan işler için serbest bırakılma zamanı parametre olarak RT_j isimlendirmesi ile tanımlanmıştır. Kısıt 23 ardışık işler için öncelik ilişkisine göre serbest bırakılma zamanlarını tanımlarken, aralarında öncelik ilişkisi bulunmayan işler için serbest bırakılma zamanını parametre olarak tanımlanan serbest bırakılma zamanına eşitlemektedir.

3.2 Problemin Zorluğu

Bu makale kapsamında incelenen çizelgeleme problemi uyumsuz iş ailelerine ait işlerden ve paralel makinelerden oluşmaktadır. İşler kür grupları açısından uyumlu oldukları diğer işler ile aynı partiye girebilir ve her parti kapasite kısıtları sağlandığı takdirde her fırında işlem görebilir. Aynı zamanda her iş teslim tarihi, en erken işlem görebileceği zaman, en geç işlem görebileceği zaman, kullanabileceği kalıp, gereksinim duyduğu alan ve termocouple miktarı gibi pek çok karakteristik özelliğe sahiptir. Bunların yanında makinelerin termocouple, alan ve zaman periyodu açısından kapasiteleri vardır. Amaç az sayıda parti ile çizelgeleme yaparak enerji maliyetini en azlamaktır. Problem için Cplex OPL ortamında 40 işlik problem örneğine kadar çözüm elde edilebilmektedir. 40 iş ve sonrasında Cplex uzun saatler çalıştırılmış fakat sonuç alınamadığı görülmüştür. Bu durum bize problemin belirli bir örneklemden sonra P polinom zamanda çözüm alınamadığını göstermektedir. Aynı zamanda problemimiz ile en yakından ilgili referans olan Ham, Fowler ve Cakici'nın (2017)[2] makalesi

problemimizin özelleşmiş bir halidir ve bu makale kapsamında problemin NP-zor problem sınıfında olduğu söylenmiştir. Dolayısıyla bizim çalışmamız kapsamındaki modelin de NP-zor problem sınıfında olduğu ispatlanmıştır.

Bu sebeple problem için bölüm 4'te anlatılan sezgisel algoritma geliştirilmiştir. Geliştirilen optimizasyon modelinin sonuçları küçük örneklerde geliştirilen sezgisel algoritmanın sonuçları ile kıyaslanarak sezgiselin verimliliği değerlendirilmiştir.





4. SEZGİSEL YÖNTEM

Bu tez kapsamında “Uyumsuz İş Aileleri İle Kompozit Malzeme Üretiminde Kullanılan Paralel Makinaların Çizelgelenmesi” problemi için K-ortalama algoritması ile işleri partilere atayıp, partileri fırınlara atayarak ilk çözümü elde eden ve DKA algoritması ile elde edilen çizelgeleri iyileştiren bir sezgisel algoritma geliştirilmiştir. İlgili probleme ait geliştirilen sezgisel algoritma aşağıdaki gibidir.

4.1 Uyumsuz İş Aileleri ile Kompozit Malzeme Üretiminde Kullanılan Paralel Makinaların Çizelgelenmesi Problemine Ait Sezgisel Algoritma

Çoğu çizelgeleme probleminde problem boyutundan veya karmaşıklığından dolayı büyük boyutlu problemlerde kesin çözümler elde edilememektedir. Böyle durumlar için kesin çözümden minimum hata ile sapmayı hedefleyen sezgisel algoritmalar geliştirilmektedir. Sezgisel algoritmalar, büyük boyutlu optimizasyon problemleri için kabul edilebilir sürede optimale yakın çözümler verebilen algoritmalarlardır. Problem kapsamında geliştirilecek sezgisel algoritma için detaylı literatür çalışması tamamlanmıştır ve bölüm 4.1.1’de sunulmuştur.

4.1.1. Problem için tasarlanan sezgisel algoritma

Geliştirilmiş olan sezgisel algoritma K-ortalama ve Değişken Komşu Arama algoritmalarını kullandığından literatürden bu iki algoritma hakkında bilgiler sunulmuştur.

K-ortalama algoritmasının gelişimi 1960 yıllarına dayanmaktadır. Bu algoritmanın amacı bir veri seti içindeki benzer özellikli verilerin gruplanmasıdır. MacQueen, J. B [24], Forgy, Edward W [25] ve Hartigan, J. A.; Wong, M. A. [26] k-ortalama algoritmasının işleyişini konu alan makalelerdir. Kanungo, Tapas; Mount, David M.; Netanyahu, Nathan S.; Piatko, Christine D.; Silverman, Ruth; Wu, Angela Y. [27] makalelerinde etkili bir k-ortalama algoritmasının nasıl geliştirilebileceğinden bahsetmişlerdir. Hamerly, Greg; Elkan, Charles [28] ise makalelerinde veri setini kaç gruba ayırmamız gerektiğini ifade eden k sayısının nasıl belirleneceğini anlatmışlardır.

K-ortalama algoritmasının çalışma mekanizmasına göre öncelikle her kümenin merkez noktasını veya ortalamasını temsil etmek üzere K adet nesne rastgele seçilir. Kalan diğer nesneler, kümelerin ortalama değerlerine olan uzaklıkları dikkate alınarak en benzer oldukları kümelere dahil edilir. Daha sonra, her bir kümenin ortalama değeri hesaplanarak yeni küme merkezleri belirlenir ve tekrar nesnelerin merkeze uzaklıkları incelenir. Herhangi bir değişim olmayıncaya kadar algoritma tekrarlamaya devam eder.

Algoritma temel olarak 4 aşamadan oluşur:

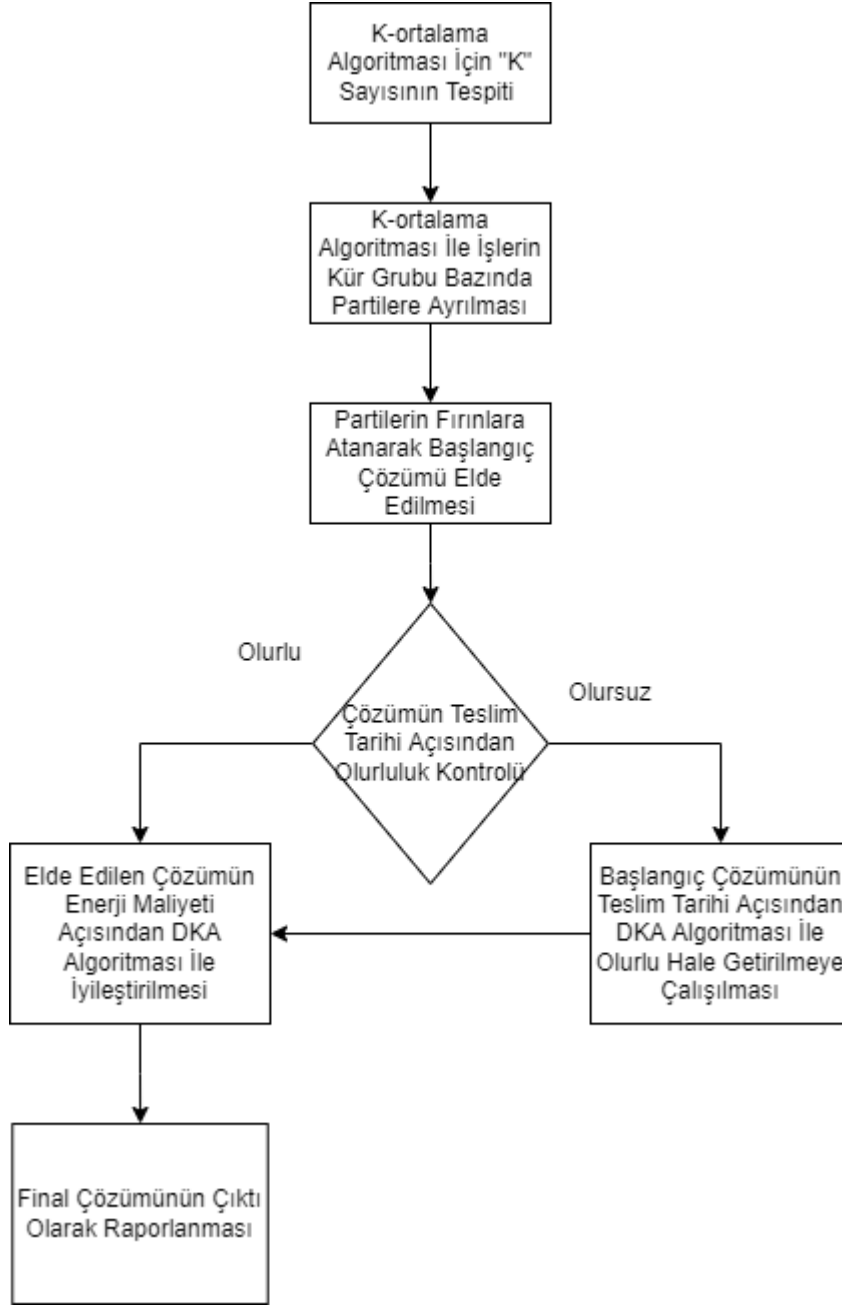
- 1.Küme merkezlerinin belirlenmesi
- 2.Merkez dışındaki verilerin mesafelerine göre kümelendirilmesi
- 3.Yapılan kümelendirmeye göre yeni merkezlerin belirlenmesi (veya eski merkezlerin yeni merkeze kaydırılması)
- 4.Kararlı hale (stable state) gelinene kadar 2. ve 3. adımların tekrarlanması.

Değişken komşu arama sezgiseli, ortaya çıkışından bu yana, sürekli geliştirilen ve sayısız alanda uygulamaları olan içerisinde çeşitli komşuluk yapılarını değişimli kullanan metasezgiseldir. DKA algoritma içerisinde birden fazla komşuluk yapısını kullanan tek metasezgiseldir. Bu metasezgiselin literatürde lokasyon problemleri, çizelgeleme problemleri, araç rotalama problemleri, karma tamsayılı programlama gibi pek çok problem türüne uygulandığı görülmektedir. Aramada kullanılan komşuluk yapılarının sistematik biçimde değiştirilmesi esasına dayanan DKA, kombinatoryal ve global optimizasyon problemlerini çözmeyi amaçlayan basit ve etkili bir sezgiseldir Hansen [29]. Almeder ve Mönch [3] makalelerinde Paralel parti makinelerinde, uyumsuz ailelerle işlerin çizelgenmesi üzerine çalışılmıştır. Gupta ve Smith[30] 2006 yılında tek makine için, öncelik sırası nedeni ile oluşan toplam ağırlıklı gecikmelerin minimizasyonu üzerine DKA algoritması geliştirmişlerdir. De Paula ve arkadaşlarının [31]2007 yılında gerçekleştirdikleri çalışma ise, paralel makine çizelgeleme problemi için DKA uygulamasının bir örneğidir. Fleszar ve arkadaşlarının [32] çalışmasında ise kapasite kısıtlı çizelgeleme problemi için DKA tabanlı bir çözüm örneği ortaya konmuştur.

Sezgisel algoritma Python ortamında geliştirilmiştir. Sezgisel algoritmanın yaptığı adımlar en genel olarak kür gruplarına göre ayrılmış partiler oluşturmak ve sonrasında oluşturulan partileri fırınlara atamaktır. Tüm bunları yaparken termocouple, alan, teslim tarihi, kalıp ve ardışıklık kısıtları sağlanmalıdır. Problem için geliştirilen sezgisel algoritma işleri kür grupları bazında teslim tarihi, en erken ve en geç hazır olmaları gereken tarihe göre k-ortalama algoritması ile gruplamakta ve her kür grubu için kaç parti olması gerektiğine karar vererek işleri uygun partilere atamakta ve partileri fırınlara atayarak başlangıç çözümünü bulmaktadır. Sonrasında bulunduğu başlangıç çözümüne işlerin teslim tarihleri açısından olurluluk kontrolü yapmakta ve olurlu ise enerji maliyetinin azaltılması için geliştirilen DKA sezgiselini başlatmakta değil ise başlangıç çözümünü iyileştirmek için tasarlanan DKA sezgiselini kullanarak enerji açısından iyileştirme sağlayacak olan DKA algoritmasına sonra geçmektedir. Algoritmanın daha detaylı anlaşılabilmesi adına çalışma prensibi aşağıda adım adım anlatılmıştır.

Kod 5 temel kısımda geliştirilmiştir.

- a) K sayısının tespiti
- b) K-ortalama algoritması ile işlerin partilere atanması
- c) Partilerin fırınlara atanarak başlangıç çözümü elde edilmesi
- d) Başlangıç çözümünün teslim tarihi açısından kontrolü ve DKA algoritması ile iyileştirilmesi
- e) Elde edilen çözümün enerji maliyeti açısından DKA algoritması ile iyileştirilmesi



Şekil 4.1 : K-Ortalama algoritması ile partileme yapan ve DKA algoritması ile elde edilen çizelgeleri iyileştiren sezgisel algoritmanın akış diyagramı

Kısım A: K-Ortalama Algoritması İçin “K” Sayısının Tespiti

1. Problemimiz için gerekli tüm veri Excel’de saklanmaktadır bu sebeple ilk olarak veriler Excel’den Python’a çekilmektedir.
2. İlk kür grubu ile uyumlu işler listelenmektedir.

3. İlk kür grubu ile uyumlu işlerin termocouple ve alan gereksinimleri toplanmaktadır.
 4. Elimizdeki fırınların minimum termocouple ve minimum alan gereksinimleri tespit edilmektedir.
 5. İlk kür grubu için gereken toplam termocouple gereksinimi fırınlardan elde edilen minimum termocouple miktarına bölünmektedir.
 6. Aynı işlem alan kısıtı için tekrarlanmaktadır. İlk kür grubu için gereken toplam alan gereksinimi fırınlardan elde edilen minimum alan miktarına bölünmektedir.
5. ve 6. adımlarda amaç termocouple ve alan kısıtını ihlal etmemek için işlerin optimal olarak kaç gruba bölünmesi gerektiğinin bulunmasıdır.
7. Termocouple ve alan kısıtının ikisinin de sağlanması gerektiği için 5. ve 6. adımlarda çıkan grup miktarlarından maksimum olan göz önüne alınır. Bu sayı 1.kür grubu için kaç parti oluşturulması gerektiğidir. Bu sayı aynı zamanda bir sonraki adımda başlayacak olan k-ortalama algoritmasındaki k sayısıdır.
 8. Yukarıdaki adımlar her bir kür grubu için tekrarlanır ve her kür grubu için gerekli k değeri bulunur.

Kısım B: K-Ortalama Algoritması ile İşlerin Partilere Atanması

K-ortalama algoritması işlerin 3 farklı özelliğine göre çalışmaktadır. K-ortalama algoritması ile birbirlerine teslim tarihi (D_j), hazır olma zamanı (R_j) ve işlerin en son başlaması gereken zaman (O_j) açısından en uyumlu işlerin gruplanarak aynı partiye atanması hedeflenmektedir. K-ortalama algoritması bu maddenin altında anlatılmıştır.

1. Kısım A'da bulduğumuz k grup sayısına göre algoritma ilk olarak teslim tarihi, hazır olma zamanı ve işlerin başlaması gereken en geç zamana göre işlerden k tanesini merkez nokta olarak kabul etmektedir. Merkez noktaları belirlerken üç özellik için de o özellik bazında merkezler belirlenmektedir.
2. Teslim tarihi açısından en erken olan iş ilk merkez en geç olan iş son merkez ve kalan merkezler ise aradaki işlerden kademeli artışa göre belirlenen noktalar olarak seçilmektedir. Aynısı hazır olma zamanı ve işlerin başlaması gereken en geç zaman için tekrarlanmaktadır.

3. Hedef tüm işlerin bu üç özellik açısından en benzer olanlarını aynı gruba atamaktır. Her atama yapıldığında gruptaki işlerin o özellik için ortalaması alınarak merkez noktalar güncellenmektedir.
4. Atamalar merkez noktalar ile ataması yapılacak noktanın 3 özelliğine göre uzaklık hesabı ile yapılmaktadır. Ataması yapılacak noktanın her merkez noktaya uzaklığı öklit uzaklığı ile hesaplanmakta ve minimum uzaklıktaki gruba atama yapılmaktadır.
5. Uzaklığın hesaplandığı formül aşağıda verilmiştir. Tüm işler gruplanana kadar adım 2'ye geri dönülür.

$$\sqrt{|(Dm^2 - Dj^2)| + |(Rm^2 - Rj^2)| + |(Om^2 - Oj^2)|} \quad (4.1)$$

6. Tüm kür grupları için aynı işlem tekrarlanır.

Bu aşamalar sonucu kür gruplarına göre partilere ayrılmış işler elde edilmektedir.

İş-Parti Atama Koşulları:

Olursuz çözümlerin önüne geçmek için her iş parti ataması yapılırken termocouple, alan, ardışık iş durumu (1) ve Rj-Oj uyumsuzluğu (2) kısıtları kontrol edilmektedir. Her partide bulunabilecek iş minimum kapasiteli fırının alan ve termocouple özelliklerini aşmayacak şekilde atama yapılmaktadır. Bu koşullar;

- Ardışık işlerin aynı partiye atanması her adımda kontrol edilerek engellenmektedir.
- Her partinin içindeki işlere göre en erken ve en geç başlayabileceği zaman belirlenmektedir.

Partinin En Erken Başlayabileceği Zaman (Rj)=içindeki işlerin başlayabilecekleri zamanlarının maksimumu

Partinin En Geç Başlayabileceği Zaman (Oj)=içindeki işlerin en geç başlamaları gereken zamanların minimumu

Rj-Oj Uyumsuzluğu: gelen işin Rj'si partinin Oj sinden büyük veya gelen işin Oj'si partinin Rj'sinden küçük olduğu durumda o parti olursuz bir parti olur ve hiçbir zaman diliminde fırına verilemez. Bu sebeple bu durum her atamada kontrol edilir.

İşler partilere atanırken her atamada minimum alan ve termocouple sayısının aşılp aşılmadığı kontrol edilmektedir. Aşıldığı durumda uzaklığa göre en yakın bir sonraki partiye atama yapılması denenmektedir. Bir sonraki partiye de herhangi bir kısıt ihlalden dolayı atama yapılamadığında ondan sonraki en yakın uzaklıklı partiye atanması denenmektedir. Bu durum tüm partilere atama denene kadar

tekrarlanmaktadır. Hiçbir partiye atama yapılamadığında iş dummy parti oluşturulup oraya atanmaktadır.

Kısım C: Partilerin Fırınlara Atanarak Başlangıç Çözümü Elde Edilmesi

1. Fırın uygunluk kümesinde tüm fırınların uygun oldukları zaman(t), fırın adı ve o fırına atanan partiler saklanır. Fırınlara uygunluk durumlarına göre küçükten büyüğe sıralanır.
2. Parti listesinde her parti teslim tarihine göre en erken teslim tarihli işin olduğu parti ilk atanmaya çalışılacak şekilde sıralanır. Sıralamada ilk sıradaki parti ilk sıradaki fırına atanır. Parti listesi dizisinde her parti için aşağıdaki özellikler tutulur.

- Parti Teslim Tarihi
- Parti En Erken Başlayabileceği Zamanı
- Parti En Geç Başlayabileceği Zaman
- Parti İşlem Süresi
- Parti adı
- Parti başlama zamanı
- Parti bitiş zamanı
- Parti kapasitesinde boşluk

Bu atamada **Rj-Oj kontrolü**, **kalıp kontrolü** ve **ardışıklık kontrolü** de yapılır.

- **Rj-Oj kontrolü** fırının başlayabileceği zaman partinin en erken başlayabileceği zamandan (Rj) büyük ve en geç başlayabileceği zamandan (Oj) küçük olmalıdır.

- Atamanın gerçekleşebilmesi için o atama yapıldığında işleme girecek işlere yetecek kadar kalıp var oluyor olmalıdır.

- **Kalıp kontrolü** matematiksel modelde kullanılan mantık olan akış denge kısıtı şeklinde sezgisel algoritmaya eklenmiştir. Kalıp kısıtının çalışma prensibini daha detaylı inceleyecek olursak;

- Her aktif zamanda işlem gören partinin içindeki işler belirlenir.
- Bu işlerin hangi kalıpları kullandıklarını bulunur.
- Mevcuttaki kalıp sayısı parametre olarak belirli olduğundan her kalıp türü için var olan kalıp sayısının yeterliliğini kontrol edilir.

- İşler bittiğinde, temizlik süresinin ardından serbest kalan kalıpların sayısı yeniden arttırılır.
- Önceki periyottan gelen kalıp sayısı parametresi olan O_{gt} uygun zaman diliminde sisteme eklenir.

- **Ardışık** işlerden ilkinin olduğu partinin işlemi bitmeden diğer parti işleme başlayamaz ve ilk işin olduğu parti ataması yapılmadıysa sonraki işin olduğu partinin ataması yapılamaz.

3. 2. adımındaki koşulların hepsi sağlanırsa parti en erken müsait olan fırına atanır ve o fırının zamanı güncellenir. Fırın uygunluk ve parti listesi (atanan parti çıkarılarak) baştan sıralanır ve bir sonraki en erken teslim tarihli parti atanmaya çalışılır.
4. 2. adımındaki koşullardan herhangi biri sağlanamadığı durumda bu parti sıralı diğer fırınlarda denenir. Hiçbir fırına yerleştirilemez ise o döngüde atanamaz ve ikinci en erken teslim tarihli parti ataması yapılmaya çalışılır.
5. Hiçbir parti o zaman diliminde atanamadıysa her fırının zamanına 1 eklenir ve adım 1'e dönülür.
6. Başlangıç çözümünün elde edilmesi için gerekli son adım dummy'deki ataması gerçekleştirilememiş işlerin de bir partiye eklenerek fırınlanmasıdır.
7. Dummy ataması temelde partilerin uygunluk durumu ve kür grubu uygunluğuna göre yapılır.
 - i. Partilerin uygunluğu için her partinin kapasiteleri ne kadar kullandığına bakılır. Partinin hangi fırına atandığına göre termocouple ve alan kapasitesi belirlenir. İçindeki işlerin kullandığı termocouple ve alan miktarı bulunur. Fırının termocouple kapasitesinden partinin kullandığı kısım; alan kapasitesinden partinin kullandığı alan miktarı çıkarılıp bu iki değer toplandığında partideki boşluk miktarı bulunmuş olur.
 - ii. Dummy ataması için partiler boşluk miktarlarına göre büyükten küçüğe sıralanır. Amaç kapasiteyi en az kullanan partinin yanına dummy'deki işlerin atanmasının denenmesidir.
 - iii. Dummy'deki bir işin partiye atanması denenirken ön koşul kür grubu uyumdur.
 - iv. Bu ön koşul sağlanıyorsa parti fırın atama koşulları olan aşağıdaki koşullar kontrol edilir.

1. Termocouple
 2. Alan
 3. Ardışık iş durumu (1)
 4. Rj-Oj uyumsuzluğu (2)
 5. Kalıp kısıtı
 6. Teslim tarihi uyumu (İşin teslim tarihi partinin bitiş zamanından küçükse uygundur.)
- v. Yukarıdaki koşullardan biri sağlanamadığında ikinci en çok kapasitesi olan partiye atama yapılmaya çalışılır.
8. Dummy'den partiye her iş ataması yapıldığında partilerin özelliği olarak tuttuğumuz boşluk miktarı güncellenir ve partiler boşluk miktarlarına göre yeniden büyükten küçüğe sıralanır. Ve dummy'deki diğer bir işin ataması denenir.
 9. Dummy'de iş kaldığı durumda yeni boş parti oluşturularak dummy'deki işin veya işlerin boş partiye ataması gerçekleştirilir. Bu durumda kür grubu uyumu dikkate alınır. Kür grubu ortak olmayan işler dummy'de kaldığında her biri için farklı yeni parti oluşturulur.
 10. Parti fırın ataması kısım C yeniden çalıştırılır.

Sonuç olarak hangi partinin hangi fırına atandığı hangi zamanda başlayıp bittiği ve hangi partide hangi işlerin işlem gördüğü bilgilerini görebileceğimiz çizelge yani başlangıç çözümümüz elde edilmiş olur.

Kısım D: Elde Edilen Başlangıç Çözümündeki İşlerin Son Teslim Tarihi Açısından Kontrolü ve İyileştirilmesi

Geliştirilen sezgisel algorithmada işlerin teslim tarihinden α kadar sapmaya izin verilmektedir. Alfa işlerin teslim tarihlerinden kabul edilebilir sapma anlamındadır. Alfa değiştirilerek farklı senaryolardaki çözümler görülebilmektedir.

Bu aşamada amaç işlerin teslim tarihinden en az sapmaya sahip olan çizelgenin elde edilmesidir.

1. Eldeki çözüm teslim tarihi açısından olurlu mu? (alfa gecikmenin içinde mi)
2. Evetse iyileştirme başlamalı D2 ye geç
3. Hayırsa olurlu çözüm bulmak için DKA algoritması başlar
4. DKA algoritması kapsamında ilk komşuluk tanımını **partideki iki işin yerini değiştirmedir (Swap).**

- 4.1. Bu komşuluk kapsamında ilk olarak olursuz işlerin ilki alınır ve kür grubu açısından uyumlu olduğu partilerin içindeki işlerden olursuz işin yerine konulduğunda teslim tarihi açısından gecikme yaratmayacak bir iş seçilir.
- 4.2. Diğer tüm iş parti atama koşulları çift taraflı kontrol edilerek iki iş yer değiştirilir.
- 4.3. İş parti listesi ve parti özellikleri güncellenir.
- 4.4. Parti fırın ataması kısım C yeniden çalıştırılır.
- 4.5. Bu işlem olursuz işler listesindeki tüm işler için tekrarlanır.
5. Tüm işlerin denenmesi sonucu olursuz işler listesinde iş kaldığında ikinci komşuluk tanımı olan **bir partinin içindeki işin başka partiye atanması (remove&insert) komşuluk tanımına geçilir.**
 - 5.1. Bu komşuluk tanımı kapsamında olursuz işler teker teker kür grupları ile uyumlu diğer partilere atanmaya çalışılır. Diğer partilere atama yapılırken partilere boşluk miktarlarına göre sırasıyla atama yapılır.
 - 5.2. Atama yapılacağında iş parti atama koşullarının hepsi tekrar kontrol edilir.
 - 5.3. İş parti listesi ve parti özellikleri güncellenir.
 - 5.4. Parti fırın ataması kısım C yeniden çalıştırılır.
6. Adım 5, 10 kez tekrar edildiğinde ve çözümde iyileşme olmadığında (olursuz işlerde azalma olmadığında) mevcut çözümle E adımına geçilir.

Kısım E: Enerji Maliyeti Açısından İyileştirme

Fırınlarda yüksek elektrik enerjisi kullandığından problemimizin temel amaç fonksiyonu enerji maliyetinin en küçüklenmesidir. Her parti enerji tükettiğinden kullanılan enerjinin azaltılmasının yolu parti sayısının azaltılmasıdır. Bu aşamada DKA algoritması kullanılarak parti eliminasyonu yapılmaya çalışılmıştır.

1. DKA algoritması kapsamında enerji maliyetini azaltmak amacıyla **çinde en az iş olan partinin içindeki işlerin diğer partilere dağıtılarak partinin yok edilmeye çalışılması** ilk komşuluk tanımıdır.
2. İçinde en az kapasite kullanımı olan yani boşluğu en fazla olan parti diğerlerinin içine dağıtmaya çalışılır. Kür grubu uyumlu olan partiler sıra ile denenir.
3. Dağıtılabilen iş kalmadığında çizelgeleme yeniden yapılır. (Kısım C)

4. Partide kalan diđer işler için komşuluk tanımını 2 çalışmaya başlar. Bu komşuluk tanımını **ikili yer deęiştirmedir (Multiple swap)**. Bu kapsamda boşaltmak istediğimiz partinin içindeki işlerden ilkinin atanabileceęi partiler belirlenir.
5. Bu partilerde kapasite kısıtları açısından yer açabilmek için, o partinin içindeki işler sırası ile başka bir partiye atanabilir mi kontrol edilir.
6. Uygun iş başka bir partiye kaydırılarak boşaltmak istediğimiz partideki iş onun yerine konulur.





5. NUMERİK ANALİZLER

Bu bölümde, problem setinin nasıl oluşturulduğu ve hangi problem örnekleri üzerinde sayısal deneyler yapıldığı açıklanacaktır. Sayısal deneyler hem geliştirilen matematiksel modelin Cplex çözücüsünde farklı parametrelerle test edilmesini hem de geliştirilen sezgisel algoritmanın optimal sonuçlarla karşılaştırılarak performansının test edilmesini kapsamaktadır.

Çalışılan problem NP-zor problemler sınıfına ait olduğundan Cplex ortamında 40 iş içeren problem örneğine kadar sonuç alınabilmektedir. Büyük problem örnekleri için (40 işten fazla) geliştirilen sezgisel algoritma kullanılarak sonuçlar elde edilmiştir. Tüm problem örnekleri Intel® Core™ i5 CPU M460 @ 2.53 GHz işlemcili ve 8 GB RAM'e sahip bir bilgisayarda alınmıştır. Çözücü yazılım olarak IBM ILOG CPLEX Studio IDE v.22.1.0 kullanılmıştır.

5.1 Problem Örneklerinin Oluşturulması

Problem için oluşturulan matematiksel modelin parametrelere duyarlılığını ve geliştirilen sezgisel algoritmanın performansını ölçebilmek adına çeşitli veri setleri oluşturulmuştur. Problem kapsamında planlama ufku T bir günlük çizelgeler elde edebilmek adına 24 olarak kullanılmıştır. Problem kapsamında 5 kür grubu, 3 fırın, 5 tür kalıp kullanılmıştır. Matematiksel modelin parametrelere duyarlılığını ve sezgisel algoritmanın performansını gözlemek adına iş kür grubu uyum matrisinin 3 versiyonu oluşturulmuştur. İşlerin hazır olma zamanlarının ve teslim tarihlerinin etkisini gözlemek adına da veri setleri oluşturulmuştur.

Oluşturulan problem örneklerinde işlerin özellikleri olan işin hazır olma zamanı (RT_j) [0-4] arasında rassal, Termocouple Gereksinimi (TC_j) [1,2] arasında rassal, Alan Gereksinimi (A_j) [3,5] arasında rassal, İşin En Geç Başlaması Gereken Zaman (O_j) [12,24] arasında rassal, (Ek-1) Ardışıklık matrisi (In_j) 3.ve 4. İş ardışık (Ek-2) olacak şekilde seçilmiştir.

Partilerin özellikleri olan; Enerji maliyeti (E_b) [1000,5000] arasında rassal, İşlem süresi (P_b) [2,5] arasında rassal (Ek-3); Fırınların özellikleri olan, Termocouple

Miktarı (TCf) 15 birim, Alan Miktarı (AFf) 25 birim, Fırın Müsaitliği (Hf) zaman periyodu başından uygun olarak seçilmiştir.

İş-Parti Uyumluluk Matrisi (Kjb) [0,1] aralığında rassal ; Kalıpların özellikleri olan İş-Kalıp Uyumu (Qjg) [0,1] (Ek-7) aralığında rassal, Önceki periyottan gelen kalıp sayısı (OGgt) [0,3] (Ek-8) aralığında rassal seçilmiştir. Bazı çeşitlendirmeler ile farklı veri setleri Çizelge 5.1'deki gibi oluşturulmuştur.

Çizelge 5.1 : Veri Setleri.

Veri Seti	Açıklama
Veri Seti-1	Kür Grubu Uyum Matrisi-1
Veri Seti-2	Kür Grubu Uyum Matrisi-2
Veri Seti-3	Kür Grubu Uyum Matrisi-3
Veri Seti-4	Kür Grubu Uyum Matrisi-1 + İşlerin Hazır Olma Zamanları (RTj) sıkılaştırılmış
Veri Seti-5	Kür Grubu Uyum Matrisi-1 + Sıkı Teslim Tarihi [8-16]
Veri Seti-6	Kür Grubu Uyum Matrisi-1 + Rassal Teslim Tarihi 1
Veri Seti-7	Kür Grubu Uyum Matrisi-1 + Rassal Teslim Tarihi 2
Veri Seti-8	Kür Grubu Uyum Matrisi-1+ Rassal Teslim Tarihi 3
Veri Seti-9	Kür Grubu Uyum Matrisi-2 + Rassal Teslim Tarihi 1
Veri Seti-10	Kür Grubu Uyum Matrisi-2+ Rassal Teslim Tarihi 2
Veri Seti-11	Kür Grubu Uyum Matrisi-2+ Rassal Teslim Tarihi 3

5.2 Parametre Etki Analizi

Bu kısımda geliştirilen matematiksel modelin farklı problem parametrelerinde verdiği sonuçlar incelenmiştir. Bu kapsamda iş-kür grubu uyumu parametresi için 3 farklı senaryo geliştirilmiş olup diğer parametreler bölüm 5.1. ile aynı tutulmuştur. İş-kür grubu uyumu parametresi için ilk 5 işin ilk kür grubu ile sonraki 5 işin ikinci kür grubu ile sonraki 5 işin üçüncü kür grubu ile uyumlu olması şeklinde tasarlanan senaryo ilk senaryodur. Bu senaryo kapsamındaki veri setine “İş kür grubu uyum-1” adı verilmiştir. İkinci senaryoda işler yine 5'erli gruplar halinde kür grupları ile uyumlandırılmıştır. İlk 5 iş kür grubu 1 ve 2 ile ikinci 5 iş kür grubu 2 ve 3 ile sonraki

5 iş kür grubu 3 ve 4 ile şeklinde devam ederek uyum matrisi oluşturulmuştur. Son iş kür grubu uyumu veri setinde yine 5’erli gruplandırılan işler bu sefer 3 kür grubu ile uyumlandırılmıştır. Örneğin ilk 5 iş kür grubu 1,2 ve 3 ile sonraki 5 iş kür grubu 2,3 ve 4 ile uyumlandırılması şeklinde uyum matrisi oluşturulmuştur. İş uyum matrisleri EK-4, EK-5 ve EK-6’da görülebilir.

5.2.1 İş kür grubu uyum matrisi etkisi

İş kür grubu uyum matrisi parametrenin matematiksel model sonuçlarına etkisi Çizelge 5.2’de görülmektedir. Yanında (*) işareti olan çözümler Cplex’e 3 saat zaman sınırı konularak elde edilmiştir.

Çizelge 5.2 : İş-Kür Grubu Uyum Matrisine Göre Cplex Sonuçları.

İş Sayısı	İş-Kür Grubu Uyum Matrisi	Optimal Çözüm	Cplex çözüm süresi	Gap
15 iş	Veri Seti-1	6000	00:00:11:89	
	Veri Seti-2	6000	00:00:50:46	
	Veri Seti-3	6000	00:01:23:82	
20 iş	Veri Seti-1	10.000	00:00:08:57	
	Veri Seti-2	10.000	00:04:17:51	
	Veri Seti-3	9.000	00:08:49:56	
23 iş	Veri Seti-1	15.000	00:00:12:23	
	Veri Seti-2	10.000	00:03:18:66	
	Veri Seti-3	9.000 (*)		% 15,81
25 iş	Veri Seti-1	15.000	00:00:10:99	
	Veri Seti-2	10.000	00:27:39:67	
	Veri Seti-3	9.000	00:08:49:56	
28 iş	Veri Seti-1	16.000	00:00:19:52	
	Veri Seti-2	11.000 (*)		%50
	Veri Seti-3	10.000 (*)		%38,54
30 iş	Veri Seti-1	16.000	00:00:26:80	
	Veri Seti-2	12.000 (*)		%45,56
	Veri Seti-3	11.000 (*)		%44,60
35 iş	Veri Seti-1	18.000	00:07:10:60	

Çizelge 5.2 : İş-Kür Grubu Uyum Matrisine Göre Cplex Sonuçları
(devam).

	Veri Seti-2	15.000 (*)		%42,73
	Veri Seti-3	14.000 (*)		%61,11
40 iş	Veri Seti-1	21.000 (*)		%18
	Veri Seti-2	18000 (*)		%54,17
	Veri Seti-3	17.000 (*)		%62,25

Optimal çözüm uyum matrisi-1 kullanıldığı örneklerde maksimum 35 işe, uyum matrisi-2 ve uyum matrisi-3'ün kullanıldığı problem örneklerinde maksimum 25 işe kadar bulunabilmiştir. Optimal çözüm bulunamayan problem örnekleri uzun saatler çalıştırılmış fakat sonuç alınamamıştır bu sebeple probleme 3 saat zaman sınırı konulmuş ve 3 saat sonunda elde edilen çözümler ve optimale uzaklık %bazında Çizelge 5.2'ye kaydedilmiştir. Beklenildiği üzere iş sayısı arttıkça kullanılan parti sayısı dolayısıyla da amaç fonksiyonu değeri artmıştır. İş kür grubu matrislerine göre 1 işin 1 kür grubu ile uyumlu olduğu veri setinde amaç fonksiyonu değeri en yüksek gelmiştir. Bunun sebebi bu durumda iş kür grubu ataması kısıtının en sert olmasıdır. Bu durumda işler ve kür grupları arasında geçişkenlik en azdır. Aynı mantıkla 1 işin 3 kür grubu ile uyumlu olduğu problem örneklerinde daha az sayıda parti kullanılabilmiş ve enerji maliyeti en az hesaplanmıştır.

5.2.2 İşlerin hazır olma zamanlarının etkisi

Parametre etki analizinin daha detaylı incelenebilmesi için uyum matrisi-1 kullanılarak iki farklı veri seti daha hazırlanmıştır. Uyum matrislerinden uyum matrisi-1 in kullanılma sebebi Çizelge 5.2'ye istinaden Cplex ile kesin çözümler alınırken uyum matrisi 1 kullanıldığında 35 işlik problem örneğine kadar sonuç verebilmesidir. Yani uyum matrisi 1, kullanılan uyum matrisleri içinde en büyük boyutlu problem örnekleri için çözüm alınabilmesini sağlayan matristir. Geliştirilen problem örneklerinden ilki işlerin hazır olma zamanının (RT_j) daha zorlayıcı olacak şekilde oluşturulmasıyla elde edilmiştir. Bu kapsamda işlerin hazır olma zamanları [4,8] aralığına rassal yükseltilmiş ve kullanılan değerler Ek.9'da verilmiştir.

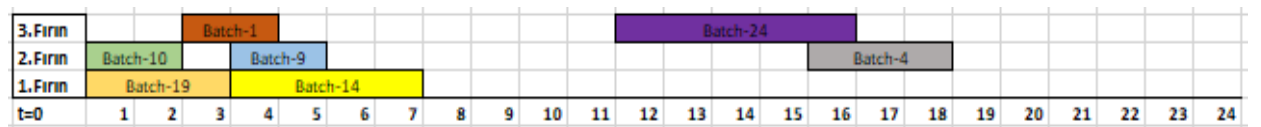
Çizelge 5.3'te iş kür grubu uyum matrisi-1 kullanılarak ve işlerin hazır olma zamanları parametresinin sıkılaştırılması ile elde edilen veri setinin ilk oluşturulan veri seti ile

karşılaştırmalı Cplex sonuçları verilmiştir. Yanında (*) işareti olan çözümler Cplex'e 3 saat zaman sınırı konularak elde edilmiştir.

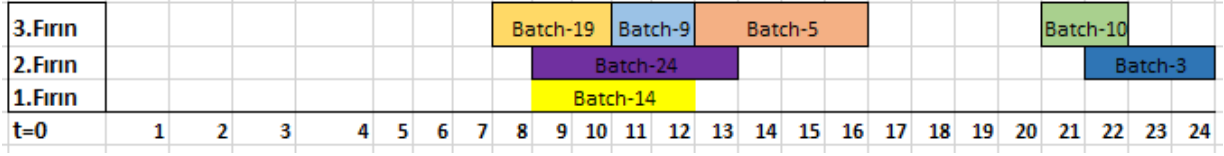
Çizelge 5.3 : İşlerin Hazır Olma Zamanlarının Sıkılaştırılması ile Elde Edilen Sonuçlar.

İş Sayısı	Veri Seti-1	Cplex çözüm süresi	Optimality Gap	Veri Seti-4	Cplex çözüm süresi	Optimality Gap
15 iş	6000	00:00:11:89		6000	00:00:07:37	
20 iş	10.000	00:00:08:57		10.000	00:00:08:04	
23 iş	15.000	00:00:12:23		15.000	00:00:12:77	
25 iş	15.000	00:00:10:99		15.000	00:00:11:72	
28 iş	16.000	00:00:19:52		16.000	00:00:36:29	
30 iş	16.000	00:00:26:80		16.000	00:00:42:55	
35 iş	18.000	00:07:10:60		18.000	00:08:44:19	
40 iş	21.000 (*)		%18	21.000 (*)		%14,29

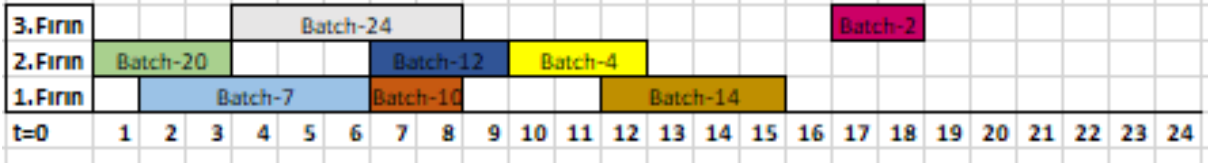
Çizelge 5.3'ten anlaşılacağı üzere işlerin hazır olma zamanlarının sıkılaştırılmasının amaç fonksiyonuna bir etkisi olmamıştır. Bunun sebebi amaç fonksiyonun kullanılan parti sayısı üzerinden hesaplanmasıdır. Problem örnekleri detaylı incelendiğinde benzer partilerin oluşturulduğu fakat işlerin hazır olma zamanlarının sıkılaştırılmasının oluşan çizelgeleri sağa kaydırıldığı gözlemlenmiştir. Örneğin 35 iş olan problemin normal hazır olma zamanları ile oluşan çizelge Şekil 5.1'de sıkılaştırılmış hazır olma zamanları ile oluşan çizelge Şekil 5.2'de gösterilmiştir. 40 iş olan problemin normal hazır olma zamanları ile oluşan çizelge Şekil 5.3'te sıkılaştırılmış hazır olma zamanları ile oluşan çizelge Şekil 5.4'te gösterilmiştir.



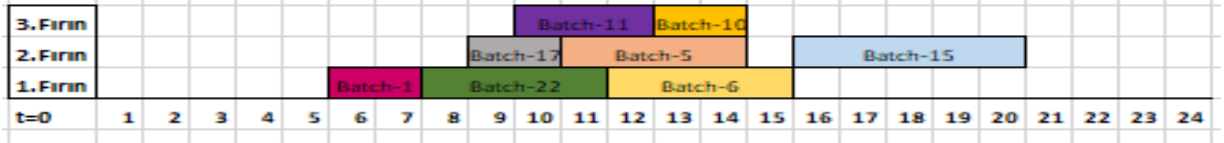
Şekil 5.1 : 35 İş ve Normal Rj Sonuç Çizelgesi



Şekil 5.2 : 35 İş ve Sıkılaştırılmış Rj Sonuç Çizelgesi



Şekil 5.3 : 40 İş ve Normal Rj Sonuç Çizelgesi



Şekil 5.4 : 40 İş ve Sıkılaştırılmış Rj Sonuç Çizelgesi

5.2.3 İşlerin teslim tarihlerinin etkisi

İşlerin teslim tarihleri veri seti-1’de [16-24] aralığında rassal alınmış idi. Bu bölüm kapsamında işlerin teslim tarihlerinin sıkılaşmasının çizelgeler üzerinde etkileri incelenecektir. İşlerin teslim tarihleri daha sıkı olması açısından [8-16] aralığında rassal alınmıştır. Ek.10’da bu bölüm kapsamında kullanılan işlerin teslim tarihleri verilmiştir. Bu kısımda kullanılan veri, veri-seti-5’tir.

Çizelge 5.4’te işlerin teslim tarihlerinin sıkılaştırılması ile elde edilen veri setinin sonuçları verilmiştir. Yanında (*) işareti olan çözümler Cplex’e 3 saat zaman sınırı konularak elde edilmiştir.

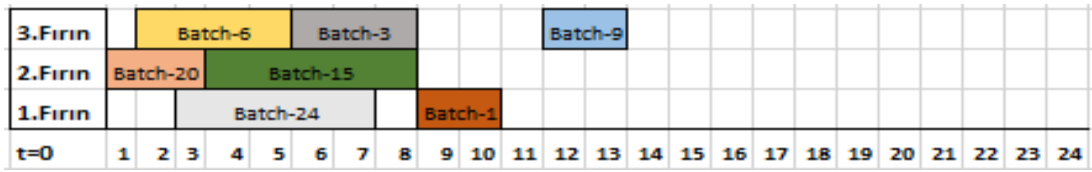
Çizelge 5.4 : İşlerin Teslim Tarihlerinin Daraltılması ile Elde Edilen Sonuçlar.

İş Sayısı	Veri Seti-1	Cplex çözüm süresi	Optimality Gap	Veri Seti-5	Cplex çözüm süresi	Optimality Gap
15 iş	6000	00:00:11:89		6000	00:00:10:92	
20 iş	10.000	00:00:08:57		10.000	00:00:10:39	
23 iş	15.000	00:00:12:23		15.000	00:00:11:58	
25 iş	15.000	00:00:10:99		15.000	00:00:11:37	

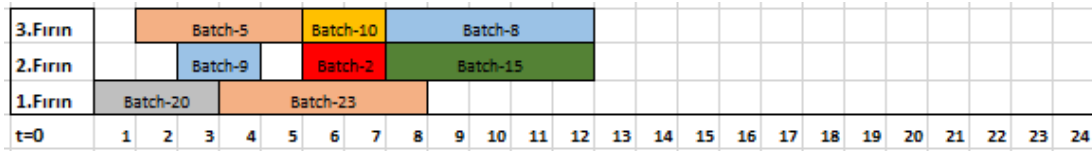
Çizelge 5.4 : İşlerin Teslim Tarihlerinin Daraltılması ile Elde Edilen Sonuçlar
(devam).

28 iş	16.000	00:00:19:52		16.000	00:00:18:25	
30 iş	16.000	00:00:26:80		16.000	00:00:28:50	
35 iş	18.000	00:07:10:60		18.000	00:03:04:15	
40 iş	21.000 (*)		%18			%14,29

Çizelge 5.4'ten görülebileceği üzere işlerin teslim tarihlerinin daraltılmasının oluşturulan parti sayısı dolayısıyla enerji maliyeti üzerine doğrudan bir etkisi olmamıştır. Fakat işlerin teslim tarihlerinin daralması kullanılan partileri değiştirmiş ve çizelgeleri sola doğru kaydırmıştır. Matematiksel modelimizde işlerin son teslim tarihi bir kısıttır. Bu yüzden optimal çözüm herhangi bir gecikmeye izin vermeyecek şekilde oluşmaktadır. 35 ve 40 iş için teslim tarihlerinin nispeten gevşek olduğu veri seti-1 in çizelgeleri Şekil 5.1 ve Şekil 5.3'te gösterilmiş idi. Çizelgelerin sola kaymasını görebilmek adına 35 ve 40 işlik problem örnekleri için oluşan çizelgeler Şekil 5.5 ve Şekil 5.6'da gösterilmiştir. 35 işlik problem örneğinde nispeten gevşek teslim tarihleri kullanıldığında son partinin bitiş zamanı 18 iken teslim tarihleri sıkılaştığında son partinin teslim tarihi 13 olmuştur. 40 işlik problem örneğinde ise nispeten gevşek teslim tarihleri kullanıldığında son partinin bitiş zamanı 18 iken teslim tarihleri sıkılaştığında son partinin teslim tarihi 12 olmuştur.



Şekil 5.5 : 35 İş ve Sıkı Teslim Tarihi Sonuç Çizelgesi



Şekil 5.6 : 40 İş ve Sıkı Teslim Tarihi Sonuç Çizelgesi

Bölüm 5.2.2 ve bölüm 5.2.3'ten anlaşılacağı üzere işlerin hazır olma zamanlarının ve teslim tarihlerinin sıkıştırılması ek partilere neden olmadığı görülmüştür. Bu durumun sebebinin çözülen problem örneklerinin küçüklüğü veya yeterince sıkıştırma yapılmaması ile ilgili olduğu düşünülmektedir. Büyük problem örneklerinde yeterince sıkışma sağlanırsa modelin parti sayısında artışa giderek olurlu çözüm üretmeye çalışacağı tahmin edilmektedir.

5.3 Geliştirilen Sezgisel Algoritmanın Performans Analizi

Oluşturulan sezgisel algoritmanın performansı farklı veri setleri üzerinde gözlemlenmiştir. Sezgisel algoritmanın performansı matematiksel modelin Cplex çözücüsüyle çözümlenmesinden elde edilen optimal sonuçlarla kıyaslanarak test edilmiştir.

5.3.1 Farklı iş kür grubu uyum matrisleri ile sezgisel algoritmanın performansı

Çizelge 5.5'te farklı kür grubu uyum matrisleri ile optimal çözüm ve sezgisel yaklaşımdan elde edilen sonuçlar karşılaştırmalı olarak verilmiştir.

Çizelge 5.5 : Farklı Kür Grubu Uyum Matrisleri ile Optimal ve Sezgisel Yaklaşım Karşılaştırmalı Sonuçlar.

İş Sayısı	İş-Kür Grubu Uyum Matrisi	Optimal Çözüm	Sezgisel Başlangıç Çözümü	Sezgisel Final Çözümü	Optimal ve Sezgisel Final Çözümü Gap
15 iş	Veri Seti-1	6000	7000	7000	%16,6
	Veri Seti-2	6000	6000	6000	%0
	Veri Seti-3	6000	6000	6000	%0
20 iş	Veri Seti-1	10.000	11.000	11.000	%10
	Veri Seti-2	10.000	10.000	10.000	%0
	Veri Seti-3	9.000	9.000	9.000	%0
23 iş	Veri Seti-1	15.000	16.000	16.000	%6,66

Çizelge 5.5 : Farklı Kür Grubu Uyum Matrisleri ile Optimal ve Sezgisel Yaklaşım Karşılaştırmalı Sonuçlar (devam).

	Veri Seti-2	10.000	11.000	10.000	%0
	Veri Seti-3	9.000	9.000	9.000	%0
25 iş	Veri Seti-1	15.000	16.000	16.000	%6,66
	Veri Seti-2	10.000	11.000	11.000	%10
	Veri Seti-3	9.000	10.000	10.000	%11,11
28 iş	Veri Seti-1	16.000	16.000	16.000	%0
	Veri Seti-2	11.000	12.000	12.000	%9,09
	Veri Seti-3	10.000	10.000	10.000	%0
30 iş	Veri Seti-1	16.000	16.000	16.000	%0
	Veri Seti-2	12.000	13.000	13.000	%8,33
	Veri Seti-3	11.000	11.000	11.000	%0
35 iş	Veri Seti-1	18.000	18.000	18.000	%0
	Veri Seti-2	15.000	16.000	16.000	%6,66
	Veri Seti-3	14.000	14.000	14.000	%0
40 iş	Veri Seti-1	21.000	21.000	21.000	%0
	Veri Seti-2	18.000	20.000	20.000	%11,11
	Veri Seti-3	17.000	17.000	17.000	%0
Ortalama Sapma: %4,0091					

Çizelge 5.5 incelendiğinde geliştirilen sezgisel algoritmanın 24 problem örneğinin 14'ünde optimal çözümü bulduğu görülmektedir. 24 problem örneğinde 14 optimal çözüm %58,33 optimal çözüm bulma oranına tekabül etmektedir. Tüm problem örneklerinde optimal çözümden sapma ortalaması %4,0091 olmuştur. Optimal yakalanamayan 10 problem örneğinin 5'i iş-kür grubu uyum matrisi-2 yani veri seti-2'de gerçekleşmiştir. Kalan 5 problemden 4'ü uyum matrisi-1 yani veri seti-1'de yakalanamamıştır. Uyum matrisi-3'ün kullanıldığı 8 örneğin 7'sinde optimal çözüm yakalanmıştır. Geliştirilen sezgisel algoritmanın bulduğu başlangıç çözümünün bir örnek hariç azaltılmadığı görülmüştür. Bunun sebebi sezgisel algoritmanın en başında parti sayısını k-ortalama algoritmasını kullanarak olabilecek en ideal şekilde bulmasıdır. Sezgisel algoritma bölüm 4.1.1'de detaylı anlatıldığı üzere işlerin gerektirdiği termocouple, alan miktarına ve fırınların sahip oldukları kapasitelere göre

her kür grubu için kullanılması gereken parti sayısını belirleyerek çalışmaktadır. Burada fırınlardan minimum kapasiteli fırına göre işlemler yapıldığından fazladan parti üretilmesi söz konusu olmamaktadır. Elimizdeki iş sayısına göre kullanılacak minimum sayıda parti oluşturulup bu partiler maksimum kapasite ile kullanılmaktadır.

5.3.2 İşlerin hazır olma zamanlarının sezgisel algoritmanın performansına etkisi

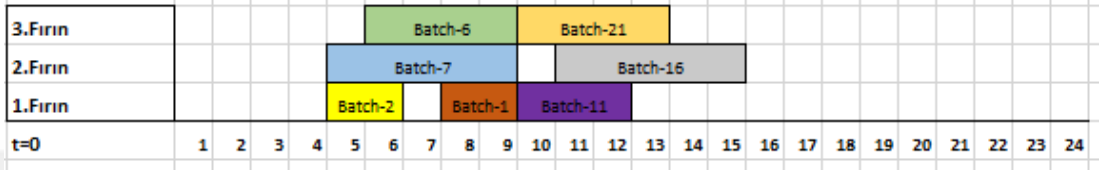
Geliştirilen sezgisel algoritmanın etkinliği işlerin hazır olma zamanlarının sıklaştırılması ile elde edilen ve Çizelge 5.6'da gösterilen veri seti-4 için de ölçülmüştür. Bu veri setinde iş uyum matrisi-1 kullanılmıştır. Yanında (*) işareti olan çözümler Cplex'e 3 saat zaman sınırı konularak elde edilmiştir.

Çizelge 5.6 : Veri Seti-4 İçin Sezgisel Algoritma Karşılaştırmalı Sonuçlar.

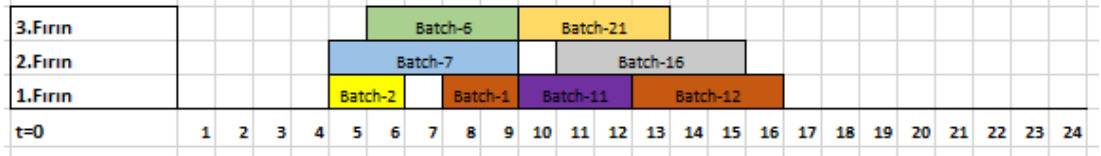
İş Sayısı	Veri Seti-4 Cplex Sonuçları	Optimality Gap	Veri Seti-4 Sezgisel algoritma Sonuçları	Optimal ve Sezgisel Final Çözümü Gap
15 iş	6000		7000	%16,6
20 iş	10.000		11.000	%10
23 iş	15.000		16.000	%6,66
25 iş	15.000		15.000	%0
28 iş	16.000		16.000	%0
30 iş	16.000		16.000	%0
35 iş	18.000		18.000	%0
40 iş	21.000 (*)	%18	21.000	%0
Ortalama Sapma: %4,1575				

Çizelge 5.6'dan anlaşılacağı üzere bölüm 5.2.2'ye paralel olarak işlerin hazır olma zamanlarının değiştirilmesi kullanılan parti sayısını dolayısıyla enerji maliyetini değiştirmemiştir ve sezgisel algoritma 8 problem örneğinden 5'inde optimal çözümü yakalamıştır. Tüm problem örnekleri için optimalden sapma ortalaması %4,1575'tir.

Bunun yanında sezgisel algoritma da Cplex'e paralel olarak çizelgeleri sağa kaydırması ve her parti için başlangıç zamanını o partinin hazır olma zamanına göre ayarlamıştır. Her partinin hazır olma zamanı içindeki işlerin hazır olma zamanlarından maksimumudur. 35 ve 40 iş veri seti-4 kullanılarak Cplex'ten elde edilen çizelgenin görseli bölüm 5.2.2'de verilmiş idi. Karşılaştırabilmek açısından 35 ve 40 iş veri seti-4 kullanılarak oluşturulan problemlerin sezgisel algoritmadan elde edilen çizelgeleri Şekil 5.7 ve Şekil 5.8'de sunulmuştur.



Şekil 5.7 : 35 İş ve Sıkılaştırılmış Rj Sezgisel Sonuç Çizelgesi



Şekil 5.8 : 40 İş ve Sıkılaştırılmış Rj Sezgisel Sonuç Çizelgesi

5.3.3 İşlerin teslim tarihlerinin sezgisel algoritmanın performansına etkisi

Bu bölümde veri seti-5 kullanılarak sezgisel algoritmanın performansı test edilmiştir. İşlerin teslim tarihleri bölüm 5.2.3'teki haliyle, iş uyum matrisi ise iş uyum matrisi-1 olarak kullanılmıştır. Çizelge 5.7'de bu kapsamda elde edilen sonuçlar verilmiştir. Yanında (*) işareti olan çözümler Cplex'e 3 saat zaman sınırı konularak elde edilmiştir.

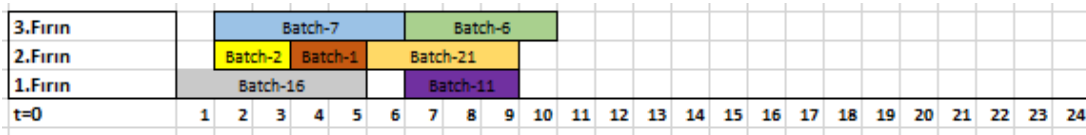
Çizelge 5.7 : İşlerin Teslim Tarihlerinin Daraltılması ile Elde Edilen Sezgisel Sonuçları.

İş Sayısı	Veri Seti-1	Optimality Gap	Veri Seti-5	Optimal ve Sezgisel Final Çözümü Gap
15 iş	6000		7000	%16,6

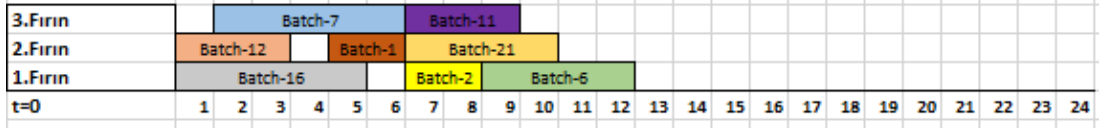
Çizelge 5.7 : İşlerin Teslim Tarihlerinin Daraltılması ile Elde Edilen Sezgisel Sonuçları (devam).

20 iş	10.000		11.000	%10
23 iş	15.000		16.000	%6,66
25 iş	15.000		16.000	%6,66
28 iş	16.000		16.000	%0
30 iş	16.000		16.000	%0
35 iş	18.000		18.000	%0
40 iş	21.000 (*)	%18	21.000	%0
Ortalama Sapma: %4,99				

Sezgisel algoritma işlerin teslim tarihlerinin sıkılaştırıldığı veri setinde 8 problemde 4'ünde optimal çözümü yakalamıştır. Tüm problem örnekleri için optimalden sapma ortalaması %4,99'dur. Sezgisel algoritma için teslim tarihi bir kısıt (hard constraint) değildir fakat bölüm 4.1.1'de detaylı anlatıldığı üzere sezgisel algoritma partilerin fırınlara atanmasında partilerin teslim tarihlerine göre sıralama yapmaktadır. Bu sebeple partiler, hazır olma zamanları elverdiği ölçüde sola dayalı ve en erken teslim tarihli parti ilk atanacak şekilde fırınlanmaktadır. Partilerin teslim tarihleri içindeki işlerden teslim tarihi en erken olanıdır. Bu sebeptendir ki işlerin teslim tarihlerinin sıkılaştırılması sezgisel algoritmanın oluşturduğu çizelgede ekstradan bir sola kayma yaratmamıştır. Çünkü sezgisel algoritmanın oluşturduğu çizelgeler zaten olabildiğince sola dayalı şekilde oluşturulmaktadır. Fikir vermesi açısından veri seti-5 ile 35 ve 40 işlik problem örnekleri için sezgisel algoritmanın oluşturduğu çizelgeler Şekil 5.9 ve Şekil 5.10'da paylaşılmıştır.



Şekil 5.9 : 35 İş ve Sıkı Teslim Tarihi Sezgisel Sonuç Çizelgesi



Şekil 5.10 : 40 İş ve Sıkı Teslim Tarihi Sezgisel Sonuç Çizelgesi

Oluşturulan sezgisel algoritma için teslim tarihinin kısıt (hard constraint) olmamasının sebebi gerçek hayat işleyişinde parçaların fırınlanamamasındansa teslim tarihinde gecikme olsa bile parçaların üretilmesi gerektiğidir. İşlerin teslim tarihlerinin [8,16] aralığına sıkıştırılması enerji maliyetini etkilememiş olmasına karşın bazı problem örneklerinde gecikmelere yol açmıştır. Bu gecikmeler algoritma içinde en azlanmaya çalışılmaktadır. Algoritma sonucu geciken işler ve gecikme zamanları Çizelge 5.8’de verilmiştir.

Çizelge 5.8 : İşlerin Gecikme Miktarları.

İş Sayısı	Geciken İşler	Gecikme Miktarı
15 iş	-	-
20 iş	17,18	2,1
23 iş	17,18	2,1
25 iş	17,18	2,1
28 iş	17,18	2,1
30 iş	17,18	2,1
35 iş	-	-
40 iş	22	1

5.3.4 Geliştirilen sezgisel algoritmanın detaylı performans analizi

Sezgisel algoritmanın performansını daha detaylı analiz edebilmek için teslim tarihi verisinin [10-24] arasında rassal dağıldığı 3 veri seti daha oluşturulmuştur ve optimal çözüm Cplex tarafından en çok iş uyum matrisi-1 ve iş uyum matrisi-2’de bulunabildiğinden iş uyum matrisi-1 ve iş uyum matrisi-2 ile oluşturulan üç rassal teslim tarihi seti kullanılarak veri seti 6,7,8,9,10 ve 11 oluşturulmuştur. Oluşturulan 3 farklı teslim tarihi verisi EK-11, EK-12 ve EK-13’e eklenmiştir. Bu veri setleri sonucu elde edilen karşılaştırmalı sonuçlar Çizelge 5.9’da verilmiştir.

Çizelge 5.9 : [10-24] Rassal Dağılımlı Teslim Tarihleri İçin Elde Edilen Karşılaştırmalı Sonuçlar

İş Sayısı	Veri Seti	Optimal Çözüm	Sezgisel Başlangıç Çözümü	Sezgisel Final Çözüm	Gap
15 iş	Veri Seti-6	6000	7000	7000	% 16,6
15 iş	Veri Seti-7	6000	7000	7000	% 16,6
15 iş	Veri Seti-8	6000	7000	7000	% 16,6
15 iş	Veri Seti-9	6000	6000	6000	% 0
15 iş	Veri Seti-10	6000	6000	6000	% 0
15 iş	Veri Seti-11	6000	6000	6000	% 0
20 iş	Veri Seti-6	10.000	11.000	11.000	% 10
20 iş	Veri Seti-7	10.000	11.000	11.000	% 10
20 iş	Veri Seti-8	10.000	11.000	11.000	% 10
20 iş	Veri Seti-9	10.000	10.000	10.000	% 0
20 iş	Veri Seti-10	10.000	10.000	10.000	% 0
20 iş	Veri Seti-11	10.000	10.000	10.000	% 0
23 iş	Veri Seti-6	15.000	16.000	16.000	% 6,66
23 iş	Veri Seti-7	15.000	16.000	16.000	% 6,66
23 iş	Veri Seti-8	15.000	16.000	16.000	% 6,66
23 iş	Veri Seti-9	10.000	11.000	10.000	% 0
23 iş	Veri Seti-10	10.000	11.000	10.000	% 0
23 iş	Veri Seti-11	10.000	11.000	10.000	% 0
25 iş	Veri Seti-6	15.000	16.000	16.000	% 6,66
25 iş	Veri Seti-7	15.000	16.000	16.000	% 6,66
25 iş	Veri Seti-8	15.000	16.000	16.000	% 6,66
25 iş	Veri Seti-9	10.000	11.000	11.000	% 10
25 iş	Veri Seti-10	10.000	11.000	11.000	% 10
25 iş	Veri Seti-11	10.000	11.000	11.000	% 10
Ortalama Sapma: % 6,24					

Bu veri seti sonucu optimalden ortalama sapma %6,24 olmuştur. Diğer veri setlerine paralel olarak bu veri grubu içinde sezgisel algoritma 1 işin 1 kür grubu ile uyumlu olduğu yani kür grubu parametresinin en sıkı halde olduğu örneklerde optimalden sapma ile sonuçlar elde etmiştir. Buna karşın 1 işin 2 kür grubu ile uyumlu olduğu veri seti-9, veri seti-10 ve veri seti-11’de optimal çözümün yakalanma sıklığı daha fazladır.

Sonuçlar detaylı incelendiğinde optimal çözümden hep bir parti fazla oluşturularak sapıldığı gözlemlenmiştir. Bu durumun test edilebilmesi adına sezgisel algoritmanın başında belirlenen k sayısı k-1 olarak alınarak Çizelge 5.9’daki problem örnekleri tekrar çözülmüştür ve Çizelge 5.10’a eklenmiştir.

Çizelge 5.10 : [10-24] Rassal Dağılımlı Teslim Tarihleri İçin Elde Edilen Karşılaştırmalı Sonuçlar

İş Sayısı	Veri Seti	Optimal Çözüm	Sezgisel Başlangıç Çözümü	Sezgisel Final Çözüm	Gap
15 iş	Veri Seti-6	6000	7000	7000	% 16,6
15 iş	Veri Seti-7	6000	7000	7000	% 16,6
15 iş	Veri Seti-8	6000	7000	7000	% 16,6
15 iş	Veri Seti-9	6000	6000	6000	%0
15 iş	Veri Seti-10	6000	6000	6000	%0
15 iş	Veri Seti-11	6000	6000	6000	%0
20 iş	Veri Seti-6	10.000	11.000	11.000	% 10
20 iş	Veri Seti-7	10.000	11.000	11.000	% 10
20 iş	Veri Seti-8	10.000	11.000	11.000	% 10
20 iş	Veri Seti-9	10.000	10.000	10.000	%0
20 iş	Veri Seti-10	10.000	10.000	10.000	%0
20 iş	Veri Seti-11	10.000	10.000	10.000	%0
23 iş	Veri Seti-6	15.000	16.000	16.000	% 6,66
23 iş	Veri Seti-7	15.000	16.000	16.000	% 6,66
23 iş	Veri Seti-8	15.000	16.000	16.000	% 6,66
23 iş	Veri Seti-9	10.000	10.000	10.000	%0

Çizelge 5.10 : [10-24] Rassal Dağılımlı Teslim Tarihleri İçin Elde Edilen Karşılaştırmalı Sonuçlar (devam)

23 iş	Veri Seti-10	10.000	10.000	10.000	%0
23 iş	Veri Seti-11	10.000	10.000	10.000	%0
25 iş	Veri Seti-6	15.000	16.000	16.000	%6,66
25 iş	Veri Seti-7	15.000	16.000	16.000	%6,66
25 iş	Veri Seti-8	15.000	16.000	16.000	%6,66
25 iş	Veri Seti-9	10.000	11.000	11.000	%10
25 iş	Veri Seti-10	10.000	11.000	11.000	%10
25 iş	Veri Seti-11	10.000	11.000	11.000	%10
Ortalama Sapma: %6,24					

Bu veri seti sonucu optimalden ortalama sapma %6,24 olmuştur. Her kür grubu için kaç parti oluşturulması gerektiğine karar veren k sayısı k-1 olarak alındığında problem sonuçlarında bir problem örneği hariç bir değişiklik olmamıştır. Değişiklik olan problem örneği 23 iş için veri seti-9, veri seti-10 ve veri seti-11'in kullanıldığı örneklerdir. Bu problem örneklerinde k sayısı kullanıldığında başlangıç çözümü 11.000 olup iyileştirme adımları ile 10.000 değeri elde edilmişken sezgiselin k-1 kullanılan versiyonunda başlangıç çözümü olarak doğrudan 10.000 değeri elde edilmiştir. Diğer problem örneklerinde bir farklılık gözlemlenememesinin sebebinin problem boyutunun yeterince büyük olmaması veya başlangıç çözümlerinin yeterince iyi bulunması olduğu düşünülmüştür.

5.3.5 Performans analizi özeti

Sonuç olarak geliştirilen 88 problem örneğinde optimalden ortalama sapma %5,12732 olmuştur. İş kür grubu uyum matrisinin optimal çözümün bulunmasını etkileyen temel parametrelerden biri olduğu görülmüştür. İşlerin hazır olma zamanlarının ve teslim tarihlerinin değiştirilmesinin çizelgeyi doğrudan etkiledikleri görülmüştür.

6. SONUÇ VE ÖNERİLER

Çizelgeleme problemleri üretim planlama departmanlarında müşteri memnuniyetini ve karı doğrudan etkileyen önemli bir konudur. Bu çalışmanın literatüre en büyük iki katkısı daha önce geliştirilmemiş bir matematiksel model ve hibrit bir etkin sezgisel yaklaşım geliştirilmesidir. Problem kapsamında karma bir tam sayılı programlama formülasyonu geliştirilmiş ve problemin NP-zor kategoride olduğu gösterilmiştir. Geliştirilen farklı veri setleri ile pek çok sayısal deney yapılmıştır. Bu deneyler sonucu iş kür grubu uyum matrisinin oluşturulan parti sayısını doğrudan etkileyen en önemli parametre olduğu anlaşılmıştır. İş kür grubu uyumu arttıkça problem zorlaşmakta ve kesin çözümler alınamamaktadır. Enerji maliyeti açısından bakıldığında ise iş kür grubu uyumu esnetildikçe enerji maliyeti azalmaktadır. Bunun yanında işlerin hazır olma zamanları ve teslim tarihlerinin çizelgeyi doğrudan etkilediği tespit edilmiştir. İşlerin hazır olma zamanlarının sıkılaştırılması yani sağa kaydırılması çizelgeyi de sağa kaydırmaktadır. İşlerin teslim tarihlerinin sıkılaştırılması yani sola kaydırılması da çizelgeyi sola kaydırmaktadır. Problem için geliştirilen K-ortalama algoritması ile partileme yapan ve DKA algoritması ile elde edilen çizelgeleri iyileştiren sezgisel algoritmanın performansı incelendiğinde başarılı sonuçlar verdiği görülmektedir. Sezgisel algoritma başlangıçta kür grubu bazında oluşacak partileri k-ortalama algoritması ile belirlediğinden ve tüm kısıtlar dikkate alınarak olabildiğince sola yakın çizelgeler elde edildiğinden başarılı başlangıç çözümleri ile başlamaktadır. Bu algoritmanın DKA algoritması ile hibritlenmesi sayesinde partiler olabildiğince tam kapasite kullanılmakta ve enerji minimizasyonu sağlanmaktadır.

Tez çalışmamızla literatüre iki açıdan katkıda bulunulmuştur; 1. Gerçek hayattan gelen problemimizin tüm kısıtlarını göz önüne alan bir çizelgeleme optimizasyon modeli geliştirilmiştir. 2. Problemin çözümü için bir hibrid sezgisel önerilmiş ve etkinliği küçük problemler üzerinden gösterilmiştir.

Bu problemin çözümünde farklı sezgisellerin geliştirilmesi bir gelecek araştırma konusudur. Ayrıca iki aşmalı olan kompozit üretiminde ilk aşama olan parçaların kalıplara serim işlemini de göz önüne alan daha geniş kapsamlı problemin modellenip çözülmesi başka bir gelecek araştırma konusu olabilir.



KAYNAKLAR

- [1] **Ikura, Y., & Gimple, M.** (1986). Efficient scheduling algorithms for a single batch processing machine. *Operations Research Letters*, 5, 61–65.
- [2] **Ham, A.; Fowler, J.W.; Cakici, E.** (2017) Constraint Programming Approach for Scheduling Jobs with Release Times, Non-Identical Sizes, and Incompatible Families on Parallel Batching Machines
- [3] **C. Almeder and L. Mönch,** (2011). Metaheuristics for scheduling jobs with incompatible families on parallel batching machines, *J. Oper. Res. Soc.*, vol. 62, no. 12, pp. 2083-2096
- [4] **E. Cakici, S. J. Mason, J. W. Fowler and H. N. Geismar,** (2013). Batch scheduling on parallel machines with dynamic job arrivals and incompatible job families, *Int. J. Prod. Res.*, vol. 51, no. 8, pp. 2462-2477
- [5] **C. R. Glassey and W. W. Weng,** (1991). Dynamic batching heuristic for simultaneous processing, *IEEE Trans. Semicond. Manuf.*, vol. 4, no. 2, pp. 77-82, May
- [6] **G. Dobson and R. S. Nambimadom,** (2011). The batch loading and scheduling problem", *Oper. Res.*, vol. 49, no. 1, pp. 52-65
- [7] **Li, SS., Chen, RX.** (2014). Scheduling a Bounded Parallel-Batching Machine with Incompatible Job Families and Rejection. *J. Oper. Res. Soc. China* 2, 499–510
- [8] **Shie-Gheun Koh *, Pyung-Hoi Koo, Jae-Won Ha & Woon-Seek Lee** (2004). Scheduling parallel batch processing machines with arbitrary job sizes and incompatible job families, *International Journal of Production Research*, 42:19, 4091-4107
- [9] **Farouk Yalaoui & Chengbin Chu** (2003). An efficient heuristic approach for parallel machine scheduling with job splitting and sequence-dependent setup times, *IIE Transactions*, 35:2, 183-190,
- [10] **Zhongshun Shi, Zewen Huang & Leyuan Shi** (2018). Customer order scheduling on batch processing machines with incompatible job families, *International Journal of Production Research*, 56:1-2, 795-808,
- [11] **H. Balasubramanian, L. Mönch, J. Fowler and M. Pfund,** (2004). Genetic algorithm-based scheduling of parallel batch machines with incompatible job families to minimize total weighted tardiness, *Int. J. Prod. Res.*, vol. 42, no. 8, pp. 1621-1638,

- [12] **Mönch, Balasubramanian, J.W. Fowler, Michele Pfund** (2005). Heuristic scheduling of jobs on parallel batch machines with incompatible job families and unequal ready times November *Computers & Operations Research* 32(11):2731–2750
- [13] **S.-G. Koh, P.-H. Koo, D.-C. Kim and W.-S. Hur**, (2005). Scheduling a single batch processing machine with arbitrary job sizes and incompatible job families, *Int. J. Prod. Econ.*, vol. 98, no. 1, pp. 81-96,
- [14] **C. Yugma, S. Dazère-Pères, A. Derreumaux and O. Sibille**, (2008). "A batch optimization software for diffusion area scheduling in semiconductor manufacturing", *Proc. IEEE/SEMI Adv. Semicond. Manuf. Conf. (ASMC)*, pp. 327-332
- [15] **Lee, J. H., Yu, J. M., & Lee, D. H.** (2013). A tabu search algorithm for unrelated parallel machine scheduling with sequence- and machine-dependent setups: Minimizing total tardiness. *International Journal of Advanced Manufacturing Technology*, 69(9-12), 2081-2089
- [16] **C. S. Mazumdar, M. Mathirajan, R. Gopinath and A. I. Sivakumar**, (2008) "Tabu Search methods for scheduling a burn-in oven with non-identical job sizes and secondary resource constraints", *Int. J. Oper. Res.*, vol. 3, no. 1, pp. 119-139,
- [17] **Mecler, D.Z., Abu-Marrul, V., Martinelli, R., & Hoff, A.** (2021). Iterated greedy algorithms for a complex parallel machine scheduling problem. *arXiv: Optimization and Control*.
- [18] **A H Kashan & B Karimi** (2008). Scheduling a single batch-processing machine with arbitrary job sizes and incompatible job families: An ant colony framework, *Journal of the Operational Research Society*, 59:9, 1269-1280,
- [19] **Mladenović N and Hansen P** (1997). Variable neighborhood search. *Comp Opns Res* 24: 1097-1100.
- [20] **Aydin, M. E., Sevkli, M., & Aydin, M. E.** (2006). A variable neighbourhood search algorithm for job shop scheduling problems. *Lecture Notes in Artificial Intelligence*, 3906 LNCS, 261-271.
- [21] **Liao C-J and Cheng C-C** (2007). A variable neighborhood search for minimizing single machine weighted earliness and tardiness with common due date. *Comp Ind Eng* 52: 404
- [22] **Hanane Krim1,* , Rachid Benmansour1,2 , David Duvivier1 and Abdelhakim Artiba** (2018). A Variable Neighborhood Search Algorithm For Solving

The Single Machine Scheduling Problem With Periodic Maintenance RAIRO-Oper. Res. 53289–302

- [23] **Moser, M., Musliu, N., Schaerf, A., & Winter, F.** (2021). Exact and metaheuristic approaches for unrelated parallel machine scheduling. *Journal of Scheduling*, 1–28.
- [24] **MacQueen, J. B.** (1967). Some Methods for classification and Analysis of Multivariate Observations. *Proceedings of 5th Berkeley Symposium on Mathematical Statistics and Probability*. 1. University of California Press. pp. 281–297.
- [25] **Forgy, Edward W.** (1965). Cluster analysis of multivariate data: efficiency versus interpretability of classifications. *Biometrics*. 21 (3): 768–769.
- [26] **Hartigan, J. A.; Wong, M. A.** (1979). Algorithm AS 136: A k-Means Clustering Algorithm. *Journal of the Royal Statistical Society, Series C*. 28 (1): 100–108.
- [27] **Kanungo, Tapas; Mount, David M.; Netanyahu, Nathan S.; Piatko, Christine D.; Silverman, Ruth; Wu, Angela Y.** (2002). An efficient k-means clustering algorithm: Analysis and implementation . *IEEE Transactions on Pattern Analysis and Machine Intelligence*. 24 (7): 881–892.
- [28] **Hamerly, Greg; Elkan, Charles** (2004). Learning the k in k-means. *Advances in Neural Information Processing Systems*
- [29] **Hansen, P., Mladenovic, N.,** (2001). Variable Neighborhood Search: Principles and Applications. *European Journal of Operational Research*. Vol.130, pp. 449-467.
- [30] **Gupta, S. R., ve Smith, J. S.,** (2006). Algorithms for single machine total tardiness scheduling with sequencendependent setups. *European Journal of Operational Research*, Vol. 175(2), pp. 722–739
- [31] **De Paula, M. R., Ravetti, M. G., Mateus, G. R., Pardalos, P. M.,** (2007). Solving parallel machines scheduling problems with sequence-dependent setup times using Variable Neighbourhood Search. *IMA Journal of Management Mathematics*, Vol. 18(2), pp. 101–115.
- [32] **Fleszar, K., ve Hindi, K. S.,** (2004). Solving the resource-constrained project scheduling problem by a variable neighborhood search. *European Journal of Operational Research*, Vol. 155(2), pp. 402–413



EKLER

EK 1: İşlerin Özellikleri

EK 2: Ardışıklık Matrisi

EK.3: Partilerin Enerji Maliyetleri ve İşlem Süreleri

EK.4: 1 işin 1 kür grubu ile uyumlu olduğu iş kür grubu uyum matrisi

EK.5: 1 işin 2 kür grubu ile uyumlu olduğu iş kür grubu uyum matrisi

EK.6: 1 işin 3 kür grubu ile uyumlu olduğu iş kür grubu uyum matrisi

EK.7: İş Kalıp Uyum Matrisi

EK.8: Önceki Zaman Periyodundan Gelen Kalıp Sayısı

EK.9: İşlerin Sıkıştırılmış Hazır Olma Zamanları

EK.10: İşlerin teslim tarihlerinin [8.16] arasında sıkılaştırılmış hali

EK.11: İşlerin teslim tarihlerinin [10.24] arasında rassal dağıtıldığı ilk veri

EK.12: İşlerin teslim tarihlerinin [10.24] arasında rassal dağıtıldığı ikinci veri

EK.13: İşlerin teslim tarihlerinin [10.24] arasında rassal dağıtıldığı üçüncü veri

EK 1

JOB	RT[j]	D[j]	Non	TC[j]	A[j]	O[j]
1	0	22	1	4	24	
2	3	24	1	5	24	
3	0	24	2	3	22	
4	1	21	1	3	20	
5	0	16	2	3	14	
6	0	18	2	4	18	
7	0	24	2	5	24	
8	2	20	1	4	24	
9	0	24	2	4	24	
10	0	20	1	4	24	
11	0	22	2	3	24	
12	0	15	2	5	12	
13	0	24	2	3	24	
14	0	24	2	3	24	
15	4	18	1	5	17	
16	0	18	1	4	15	
17	0	24	1	4	24	
18	0	22	2	5	21	
19	0	20	2	3	19	
20	0	24	2	5	24	
21	0	22	1	4	24	
22	3	24	1	5	24	
23	0	24	2	3	22	
24	1	21	1	3	20	
25	0	16	2	3	14	
26	0	18	2	4	18	
27	0	24	2	5	24	
28	2	20	1	4	24	
29	0	24	2	4	24	
30	0	20	1	4	24	
31	0	22	2	3	24	
32	0	16	2	5	12	
33	0	24	2	3	24	
34	0	24	2	3	24	
35	4	18	1	5	17	
36	0	18	1	4	15	
37	0	24	1	4	24	
38	0	22	2	5	21	
39	0	20	2	3	19	
40	0	24	2	5	24	
41	0	22	1	4	24	
42	3	24	1	5	24	
43	0	24	2	3	22	
44	1	21	1	3	20	
45	0	16	2	3	14	
46	0	18	2	4	18	
47	0	24	2	5	24	
48	2	20	1	4	24	
49	0	24	2	4	24	
50	0	20	1	4	24	

Ek.1: İşlerin Özellikleri

EK 7

Q(i g)	1	2	3	4	5
1	1	0	0	0	0
2	0	1	0	0	0
3	0	0	1	0	0
4	0	0	0	1	0
5	0	0	0	0	1
6	0	0	0	1	0
7	0	0	1	0	0
8	0	1	0	0	0
9	1	0	0	0	0
10	1	0	0	0	0
11	1	0	0	0	0
12	0	1	0	0	0
13	0	0	1	0	0
14	0	0	0	1	0
15	0	0	0	0	1
16	0	0	0	1	0
17	0	0	1	0	0
18	0	1	0	0	0
19	1	0	0	0	0
20	1	0	0	0	0
21	1	0	0	0	0
22	0	1	0	0	0
23	0	0	1	0	0
24	0	0	0	1	0
25	0	0	0	0	1
26	0	0	0	1	0
27	0	0	1	0	0
28	0	1	0	0	0
29	1	0	0	0	0
30	1	0	0	0	0
31	1	0	0	0	0
32	0	1	0	0	0
33	0	0	1	0	0
34	0	0	0	1	0
35	0	0	0	0	1
36	0	0	0	1	0
37	0	0	1	0	0
38	0	1	0	0	0
39	1	0	0	0	0
40	1	0	0	0	0
41	1	0	0	0	0
42	0	1	0	0	0
43	0	0	1	0	0
44	0	0	0	1	0
45	0	0	0	0	1
46	0	0	0	1	0
47	0	0	1	0	0
48	0	0	0	0	1
49	0	0	0	1	0
50	0	0	1	0	0

Ek.7: İş Kalıp Uyum Matrisi

EK 8

OG[g][t]	1	2	3	4	5
1	3	2	1	0	0
2	0	0	0	0	0
3	0	0	0	0	0
4	0	0	0	0	0
5	0	0	0	0	0
6	0	0	0	0	0
7	0	0	0	0	0
8	0	0	0	0	0
9	0	0	0	0	0
10	0	0	0	0	0
11	0	0	0	0	0
12	0	0	0	0	0
13	0	0	0	0	0
14	0	0	0	0	0
15	0	0	0	0	0
16	0	0	0	0	0
17	0	0	0	0	0
18	0	0	0	0	0
19	0	0	0	0	0
20	0	0	0	0	0
21	0	0	0	0	0
22	0	0	0	0	0
23	0	0	0	0	0
24	0	0	0	0	0

Ek.8: Önceki Zaman Periyodundan Gelen Kalıp Sayısı

EK 9

JOB	RT[j]	JOB	RT[j]
1	4	26	6
2	6	27	4
3	6	28	4
4	5	29	4
5	8	30	5
6	4	31	5
7	4	32	4
8	5	33	4
9	4	34	5
10	4	35	6
11	5	36	4
12	6	37	7
13	6	38	7
14	6	39	7
15	4	40	6
16	7	41	4
17	8	42	4
18	4	43	4
19	7	44	8
20	6	45	4
21	4	46	4
22	4	47	4
23	8	48	8
24	4	49	4
25	8	50	4

Ek.9: İşlerin Sıkıştırılmış Hazır Olma Zamanları

EK 10

JOB	D[j] sıklık [8,16]	JOB	D[j] sıklık [8,16]
1	12	26	11
2	16	27	13
3	8	28	11
4	10	29	11
5	14	30	16
6	14	31	16
7	9	32	14
8	9	33	16
9	16	34	16
10	12	35	14
11	16	36	16
12	11	37	14
13	16	38	16
14	10	39	10
15	12	40	16
16	14	41	10
17	8	42	8
18	9	43	9
19	10	44	12
20	10	45	16
21	16	46	12
22	10	47	16
23	14	48	14
24	14	49	16
25	16	50	16

Ek.10: İşlerin teslim tarihlerinin [8.16] arasında sıkılaştırılmış hali

EK 11

JOB	D[j] Normal [10,24]	JOB	D[j] Normal [10,24]
1	12	21	11
2	14	22	13
3	24	23	14
4	21	24	16
5	16	25	16
6	18	26	18
7	24	27	24
8	20	28	20
9	24	29	24
10	10	30	20
11	11	31	22
12	15	32	16
13	12	33	24
14	16	34	24
15	18	35	18
16	18	36	18
17	24	37	24
18	18	38	22
19	20	39	20
20	24	40	24

Ek.11: İşlerin teslim tarihlerinin [10.24] arasında ilk rassal dağılmış hali

EK 12

JOB	D[j] Normal [10,24]	JOB	D[j] Normal [10,24]
1	11	21	12
2	16	22	14
3	10	23	15
4	15	24	18
5	16	25	19
6	18	26	20
7	24	27	24
8	20	28	18
9	24	29	18
10	18	30	20
11	14	31	22
12	15	32	16
13	23	33	10
14	22	34	12
15	16	35	19
16	16	36	22
17	24	37	24
18	17	38	22
19	21	39	19
20	24	40	17

Ek.12: İşlerin teslim tarihlerinin [10.24] arasında ikinci rassal dağılmış hali

EK 13

JOB	D[j] Normal [10,24]	JOB	D[j] Normal [10,24]
1	18	21	12
2	12	22	14
3	10	23	15
4	10	24	10
5	18	25	11
6	24	26	12
7	22	27	12
8	23	28	18
9	21	29	10
10	18	30	20
11	14	31	22
12	16	32	16
13	20	33	10
14	22	34	12
15	16	35	19
16	16	36	22
17	24	37	24
18	17	38	22
19	21	39	19
20	24	40	17

Ek.13: İşlerin teslim tarihlerinin [10.24] arasında üçüncü rassal dağılmış hali