

POLITECNICO DI TORINO

Corso di Laurea Magistrale
in Ingegneria gestionale

Tesi di Laurea Magistrale



Modello di ottimizzazione delle tratte di un network logistico nel settore automotive. Il caso FCA – i-FAST Automotive logistics

Relatrice accademica
Prof.ssa Anna Corinna Cagliano

Co-relatore aziendale
Ing. Gianluca Pajrone

Candidato
Simone Natali

Anno Accademico 2019/2020

Indice

Introduzione	5
1. Progettazione di una rete logistica: modelli di ottimizzazione	7
1.1 Definizione dell'ambito di ricerca	7
1.2 Analisi della letteratura	9
1.2.1 Progettazione di una rete logistica	9
1.2.2 Minimizzazione dei chilometri a vuoto	10
1.2.3 Ottimizzazione nella distribuzione di veicoli	12
1.3 Algoritmi di ricerca su grafi	16
1.4 Algoritmi di caricamento – Problema dello zaino	18
1.4.1 Soluzione tramite programmazione dinamica	20
1.4.2 Soluzione tramite enumerazione implicita	21
1.5 Algoritmi di caricamento e assegnazione	25
1.5.1 Euristiche	25
1.5.2 Algoritmi genetici	32
1.6 Considerazioni finali e <i>research gap</i>	35
2. Presentazione azienda e assegnazione delle tratte	39
2.1 Descrizione azienda	39
2.2 Processo di assegnazione e criticità	41
2.3 Controllo qualità e chilometri a vuoto	43
3. Sviluppo del modello	45
3.1 Descrizione generale	45
3.2 Dati in ingresso	47
3.2.1 Selezione, depurazione e arricchimento dei dati	47

3.2.2.	Assegnazione delle distanze	49
3.2.3	Elaborazione dei costi e dei margini di guadagno	50
3.3	Costruzione grafo	51
3.4	Composizione viaggi	52
3.5	Assegnazione viaggi	60
3.5.1	Implementazione	62
3.5.2	Implementazioni alternative – Ulteriori considerazioni	72
3.6	Applicazione del modello	74
3.7	Verifica dei risultati e validazione del modello	79
4.	Conclusioni	83
4.1	Benefici per l’azienda	83
4.2	Limitazioni	85
4.3	Spunti di ulteriore approfondimento e passi futuri per l’azienda	87
	Bibliografia	91
	Sitografia	94
	Appendice	95

Introduzione

La presente tesi affronta il tema della progettazione di una rete logistica per trasporto su gomma, introducendo ed elaborando un metodo di automatizzazione ed ottimizzazione nella definizione delle tratte candidate. Il settore specifico di riferimento è quello automobilistico, relativo alla distribuzione dei veicoli sul territorio italiano ed europeo. Gli obiettivi più generali sono quelli della massimizzazione dei margini di guadagno, della saturazione della capacità della flotta e, indirettamente, della minimizzazione dei chilometri a vuoto. Il metodo elaborato si basa sulla composizione e selezione di giri completi assegnabili alla flotta, ovvero tali da avere punto di origine e punto di destino finale coincidenti, mirando ad automatizzare quanto più possibile tale processo attraverso un'implementazione software. La logica di base del metodo viene già applicata in modo manuale nella realtà aziendale all'interno della quale la tesi è stata scritta: tuttavia, la complessità del problema e l'inevitabile approssimatività di una simile implementazione hanno evidenziato amplissimi margini di miglioramento, sia per quanto riguarda efficienza del processo, sia per quanto riguarda la qualità dei risultati realisticamente ottenibili. Tale spunto di miglioramento è stato alla base dell'ideazione e dello sviluppo dell'intero lavoro di tesi. Sebbene la letteratura scientifica stia rivolgendo sempre maggior attenzione a temi di questo genere, come estensivamente riportato nel Capitolo 1 della presente tesi, ad oggi non è risultato alcun articolo che trattasse l'argomento specifico affrontato in questa sede. Si ritiene tuttavia che un approccio rinnovato alla valutazione delle tratte possa essere di notevole utilità alle aziende operanti nel settore, e che il modello sviluppato, anche grazie alla natura composita del problema affrontato e all'originalità dei vincoli e dei metodi proposti, possa inoltre offrire spunti interessanti per eventuali studi successivi.

Il lavoro sarà articolato in quattro capitoli principali.

Il Capitolo 1 ha lo scopo di introdurre l'argomento, contestualizzandolo all'interno della produzione accademica e scientifica intorno ai temi trattati e illustrando le principali teorie e tecniche utilizzate per lo sviluppo del modello. In particolare, la prima parte presenterà una serie di contributi scientifici attinenti ai temi generali della progettazione delle reti logistiche e della minimizzazione dei chilometri a vuoto, per poi concentrarsi sulla letteratura specifica al settore trattato. In questa sede verrà inoltre evidenziata l'originalità del lavoro svolto rispetto alla produzione precedente. La seconda parte, invece, introdurrà le basi teoriche del modello che sarà sviluppato nel Capitolo 3, concentrandosi in un primo momento sugli algoritmi di ricerca su grafi, e quindi sulle varie famiglie di problemi di caricamento e assegnazione.

Il Capitolo 2 si soffermerà sulla specifica realtà aziendale a cui il lavoro è riferito, presentandone le attività e il contesto ed evidenziandone in particolare i processi attinenti all'oggetto della tesi.

Il Capitolo 3 contiene lo sviluppo vero e proprio del modello. La sua struttura, divisa in un paragrafo di introduzione e tre paragrafi principali, rispecchia quella generale del modello,

entrando nel dettaglio delle diverse fasi di sviluppo e di funzionamento dello stesso. Tali fasi consisteranno rispettivamente nella creazione di una rappresentazione del network potenziale, nella composizione dei viaggi da valutare e infine nella selezione e assegnazione di questi ai mezzi. Verranno quindi presentati i risultati ottenuti dall'applicazione del modello, valorizzati principalmente con l'incremento dei margini ottenibili da una selezione automatizzata delle tratte piuttosto che da una manuale. Tali risultati verranno letti comparativamente rispetto allo stato attuale del processo, evidenziando il netto salto qualitativo apportato in termini di efficienza ed efficacia.

Il Capitolo 4, infine, prende spunto dai risultati presentati nel capitolo precedente e ne sottolinea i benefici ottenuti dall'azienda con questo lavoro di tesi. Verranno inoltre evidenziate le limitazioni del modello, e suggeriti possibili spunti di approfondimento.

1. Progettazione di una rete logistica: modelli di ottimizzazione

Come accennato nell'Introduzione, lo scopo del presente Capitolo è quello di definire e contestualizzare l'ambito di ricerca della tesi, ponendo le basi necessarie alla trattazione successiva. Dopo aver offerto una panoramica dello stato attuale del settore logistico, nonché della relativa produzione scientifica, la trattazione entrerà nel merito degli argomenti di maggiore interesse ai fini della tesi. Verranno introdotte le fondamenta teoriche del modello, attinenti alle teorie dei grafi e dei problemi di caricamento e assegnazione. Infine, il capitolo si concluderà con alcune brevi considerazioni sull'originalità del lavoro svolto.

1.1 Definizione dell'ambito di ricerca

Nella presente fase storica, il settore logistico si trova sottoposto ad una pressione mai affrontata prima. La sempre più forte competizione nell'offerta di servizi logistici, la sempre maggiore pervasività di questi, e l'impennata nei livelli di servizio percepiti ed attesi dal cliente stanno velocemente erodendo i margini delle imprese operanti nel settore, costringendole a riprogettare i propri processi fin dalle fondamenta, ad eliminarne le inefficienze e a focalizzarsi sempre più sull'innovazione dei propri sistemi. Tale evoluzione sta interessando l'intero spettro delle attività logistiche. Basti pensare all'evoluzione dei sistemi di stoccaggio, ormai totalmente automatizzabili sia dal punto di vista informativo che operativo, e di fatto in grado di gestirsi in totale autonomia e con risultati ottimali; alla ormai profondamente radicata interconnessione dei flussi di materie prime, semilavorati e prodotti finiti, i quali rappresentano la linfa vitale di quello che è ormai un sistema di produzione mondiale, i cui vincoli di tempo e qualità continuano a farsi più stringenti a causa dell'esponenziale aumento in complessità; alla corsa alle economie di scala sulle tratte commerciali intercontinentali, percorse da navi portacontainer sempre più capienti e governate da scali portuali e interportuali sempre più estesi e complessi; o ancora, all'altro estremo del sistema di distribuzione, al vertiginoso sviluppo della logistica urbana e di quella inversa, complementi ormai indispensabili alle reti logistiche tradizionali i quali, a fronte di una radicale polverizzazione dei punti di consegna si stanno dimostrando in grado di offrire servizi di consegna sempre più sofisticati e personalizzabili, divenendo con il passare degli anni un elemento sempre più pervasivo in ogni aspetto della vita del consumatore.

Come se non bastasse, in aggiunta alla crescente pressione endogena al settore, dall'esterno si stanno imponendo con sempre maggior urgenza le istanze ambientaliste, obbligando il cambiamento climatico in atto ad un radicale ripensamento del sistema produttivo globale nel suo complesso. In questo contesto, la logistica appare come uno dei settori industriali con maggiori margini di intervento: la graduale ma inesorabile conversione energetica dei sistemi di trasporto, la sempre più profonda informatizzazione ed interconnessione dei sistemi telematici, lo sviluppo delle possibilità di trasporto intermodale offrono infatti già adesso, con le tecnologie attualmente a disposizione, interessantissimi spunti per rivalutare i modi in cui fino a adesso abbiamo inteso il trasporto di persone e merci (Dalla Chiara

2019). Lo sviluppo di nuove tecnologie e sistemi di trasporto, la costruzione di nuove e più capienti infrastrutture, la diffusione di sistemi di pianificazione e monitoraggio dei flussi sempre più raffinati ed immediati sono tre dei pilastri su cui la rivoluzione dei trasporti non potrà che poggiarsi.

Forse come in nessun altro settore, in logistica il costo ambientale e il costo economico sono così strettamente legati, nonché per buona parte coincidenti. Per questo, nella logistica più che in ogni altro ambito l'ottimizzazione dei flussi e l'efficientamento del fabbisogno energetico appaiono come una sfida tanto complessa e, al tempo stesso, dal potenziale tanto vasto. Non è un caso che negli ultimi anni la ricerca vi si stia concentrando con intensità sempre maggiore, considerando il problema da svariate prospettive attinenti a diverse discipline scientifiche, e arrivando a trovare un supporto sempre più concreto e ambizioso anche da parte delle massime istituzioni politiche (Commissione Europea, 2011).

Il problema oggetto di tesi si colloca proprio nel vasto campo dell'ottimizzazione logistica, concentrandosi sui temi della progettazione di un network e della minimizzazione dei chilometri a vuoto. In particolare, l'ambito esaminato è quello della logistica distributiva del settore automobilistico. Si tratta di una branca della logistica particolarmente interessante da trattare, da diversi punti di vista. In primo luogo a causa della specificità dei mezzi utilizzati, tali da essere gli unici adatti al trasporto veicoli, e di esserlo esclusivamente ad esso. Questa caratteristica rende sia le flotte di mezzi che i flussi di prodotto sostanzialmente indipendenti da quelli di ogni altra categoria di merci, con due conseguenze principali: da una parte una maggior difficoltà a ottimizzare le spedizioni e gli spazi di carico, dall'altra una maggior trattabilità dal punto di vista della modellazione. In questo senso, la rete logistica su cui i prodotti si spostano è inoltre sufficientemente complessa da richiedere un approccio sistematico, ma non così polverizzata da risultare intrattabile. Si tratta, soprattutto, di un settore in cui la necessità di ottimizzazione è ancora più impellente che in altri (Wang, Fu, Yu 2008): gli altissimi costi di trasporto unitari e gli elevatissimi livelli di qualità richiesti contrastano con un andamento decrescente delle tariffe corrisposte, essendo la logistica una fonte di costo facilmente aggredibile dai costruttori in questa fase di transizione del settore.

In generale, l'ottimizzazione delle reti logistiche via terra e la minimizzazione dei chilometri a vuoto stanno emergendo con sempre maggior urgenza in anni recenti. Gli articoli accademici su questo vasto tema si susseguono ad un ritmo sempre più sostenuto, addensandosi specialmente nell'ultimo decennio e dando vita ad una fruttuosa dialettica fra i diversi contributori. L'ampiezza della questione si presta inoltre a venir affrontata da più punti di vista differenti, siano essi più spiccatamente economici, ingegneristici, informatici o matematici. Anche il livello di dettaglio a cui il tema viene osservato è estremamente mutevole, spaziando dalla definizione dinamica degli itinerari per le singole consegne (Gschwind, Irnich, Tilk, Emde 2019) alla progettazione di un'intera rete logistica, o ancora al dimensionamento delle flotte (Carbajal, Erera, Savelsbergh 2013) o al rapporto fra corrieri concorrenti (Lai, Cai, Hu 2017), a dimostrazione di quanto il settore si stia dimostrando fertile dal punto di vista accademico oltre che commerciale.

Nei paragrafi immediatamente successivi ci si soffermerà quindi ad illustrare le principali tendenze emerse in ciascuno dei campi citati, evidenziandone i principali aspetti di interesse

nonché i principali punti di contatto e di divergenza rispetto alla presente implementazione. Successivamente verranno presentate le basi teoriche vere e proprie del modello proposto, in modo da introdurre e porre in prospettiva gli elementi utilizzati nel corso della trattazione.

1.2 Analisi della letteratura

Dalle ricerche svolte in preparazione alla stesura dell'elaborato, il tema dell'ottimizzazione dei percorsi e della riduzione dei chilometri a vuoto percorsi emerge come prominente in un vasto numero di articoli di svariate nazionalità pubblicati nell'ultimo decennio e non solo. Pur non toccando l'argomento specifico qui elaborato, e pur spingendosi di rado fino allo sviluppo di una effettiva proposta di implementazione, si è rilevato come le conclusioni dei diversi autori tendano ad essere fundamentalmente concordi nel prescrivere alcune indicazioni generali. Si vuole inoltre rilevare come la grande maggioranza degli autori tengano a sottolineare il ruolo della logistica nella riduzione dell'impatto ambientale del sistema produttivo globale, e l'importanza degli sforzi effettuati sia in fase di ricerca che in quella di implementazione. Seguono le brevi presentazioni dei temi ritenuti più attinenti all'argomento qui affrontato, utili a contestualizzare il cuore di questa tesi, rilevandone se opportuno somiglianze e differenze rispetto ad esso.

1.2.1 Progettazione di una rete logistica

Csehi, Tóth e Farkas (2019) hanno proposto un'interessante algoritmo di enumerazione implicita per la ricerca di itinerari circolari. Ciò che distingue questa interpretazione del problema è la capacità dell'algoritmo di ricavare le stime minoranti richiamando una versione di se stesso a cui vengano forniti dati semplificati: ciò permette al modello di gestire sequenze di decisioni complesse e di valutare una grande varietà di informazioni mantenendo sopportabile il carico computazionale dell'elaborazione. In questo modo gli itinerari vengono calcolati tenendo conto anche di vincoli quali i tempi di riposo degli autisti, la necessità di rifornimento e le finestre di carico e scarico, elementi imprescindibili della vita operativa di un'azienda di trasporto su strada. Ciò significherebbe però introdurre elementi di complessità che esulano dagli scopi del presente modello, che vuole focalizzarsi principalmente sulla composizione dei viaggi e sull'individuazione dei possibili collegamenti, piuttosto che sul dettaglio dei singoli itinerari. Si tratta tuttavia di spunti certamente interessanti, che potrebbero arricchire modelli come quello qui studiato, incrementandone l'automatizzabilità e rafforzandone alcune assunzioni di base.

Shojaa, Molla-Alizadeh-Zavardehia e Niroomandb (2019) hanno invece approcciato la progettazione delle reti logistiche basandosi diverse logiche algoritmiche avanzate, e collegandovi svariate meta-euristiche di codificazione e decodificazione. Fra le famiglie di algoritmi citate, si rilevano: algoritmi genetici, basati sui principi dell'evoluzionismo darwiniano; algoritmi basati sull'intelligenza degli sciami (*Particle swarm optimization*); algoritmi basati sui moti dei gruppi stellari (*Galactic swarm optimisation*); algoritmi simulativi (*Simulated algorithms*) in grado di ammettere soluzioni peggiorative allo scopo

di evitare la convergenza in ottimi non globali; algoritmi basati sullo smorzamento delle vibrazioni (*Vibration damping algorithms*), che seguono logiche non dissimili da quelle degli algoritmi simulativi. Vengono inoltre suggerite varianti adattive di tali algoritmi, capaci di accelerare la convergenza verso l'ottimo favorendo le migliori fra le soluzioni generate. Fra queste categorie di ottimizzazione, si quella degli algoritmi genetici appare come la più appropriata per lo studio del caso in esame. Il funzionamento dei principali tipi di algoritmo genetico sarà meglio dettagliato nel paragrafo 1.5.2.

Hu, Askinb e Hu (2019) hanno studiato una tecnica di progettazione delle reti capace di adattarsi ai limiti di orario continuativo, e quindi di distanza giornaliera percorsa, degli autisti. L'idea di base è quella di strutturare la rete secondo uno schema *hub-and-spoke*, o a raggiera, cercando di garantire la copertura del territorio e facendo in modo che per ciascun *hub* ne esista almeno un altro raggiungibile entro un giorno di viaggio. Quella *hub-and-spoke* è una struttura tipica delle reti del trasporto aereo, in cui vengono distinti nodi di interesse nazionale o continentale (*hub*) e nodi locali. In questo modo è possibile istituire collegamenti a lungo raggio fra *hub*, utilizzandoli poi come punti di smistamento sulle tratte locali a raggio più breve. Nell'ambito del trasporto stradale una modellazione di questo tipo può portare il vantaggio, spesso trascurato, di ridurre al minimo le trasferte richieste ai conducenti e la dispersione dei punti di scarico, nonché di ottimizzare i tempi di riposo; oltre al risparmio in termini di costo, una struttura simile ha infatti anche il vantaggio di determinare un immediato miglioramento della qualità del lavoro. Non è da trascurare anche il conseguente effetto positivo dal punto di vista della sicurezza, rappresentando l'accumulo di stanchezza, combinato alla scarsa conoscenza delle strade battute nel corso dei viaggi a lunga distanza, una delle principali cause di incidente. Per quanto nel modello proposto in questa tesi i punti di carico e di scarico non siano di per sé considerabili come variabili, i vincoli sull'orario di lavoro dettati dalla normativa sono stati computati per modellare anche le trasferte richieste agli autisti; l'inserimento di questo fenomeno tra le fonti di costo permette infatti al modello di controllarlo in modo endogeno, essendo programmato per massimizzare i margini di ciascun viaggio mantenendosi, al contempo, al di sotto del vincolo di ore di lavoro massime settimanali.

1.2.2 Minimizzazione dei chilometri a vuoto

De Giovanni, Gastaldon e Sottovia (2019) hanno proposto un modello euristico per determinare l'allocazione ottimale di ordini giornalieri ad una flotta di veicoli. Tale allocazione tiene conto sia delle assegnazioni dei viaggi ai mezzi, sia della sequenza in cui ciascun mezzo li effettua. Il modello è in grado di tenere conto degli ordini pendenti dal giorno precedenti e di quelli pianificati per il successivo, nonché di gestire ordini di priorità differenti e finestre di carico o scarico. Di particolare interesse anche la possibilità di imporre vincoli sulla destinazione finale dei mezzi al termine della giornata; in aggiunta, sono contemplati anche viaggi con carichi e scarichi multipli. Si tratta però, come il titolo stesso evidenzia, di un'euristica: attraverso sostituzioni successive, a partire da un'assegnazione iniziale, cerca di migliorare il profitto aggiungendo o scambiando viaggi finché la differenza risulta positiva. In questa sede, data la grande complessità della rete, del numero e dalla

varietà dei viaggi da gestire, nonché non ultima la non opzionalità di chiudere ciascun viaggio nel punto di partenza, si è ritenuto un approccio simile utile come riferimento ma complessivamente inadatto allo scopo specifico.

Raothanachonkun, Sano, Wisetjindawat e Matsumoto (2007) si sono focalizzati in particolare modo sulla riduzione dei chilometri percorsi in un contesto metropolitano, riferendosi a una matrice di incidenza come rappresentazione della rete logistica. Particolare attenzione è stata dedicata alla concatenazione di diversi viaggi, nel tentativo di massimizzare gli indici di carico e di rendere gli spostamenti dei mezzi il più aderenti possibile a quelli della merce. Lo studio è stato basato su una grande quantità di dati reali, e le ipotesi del modello provate anche attraverso simulazioni. L'ottimizzazione è però incentrata sulla sola distanza e i viaggi sono fissati in partenza, ovvero la loro selezione resta al di fuori del processo di ottimizzazioni. Per questi motivi, benché l'approccio e la rappresentazione adottati siano estremamente interessanti, si ritiene che il modello non sia adatto a supportare tutte le informazioni in gioco nel problema esaminato in questa sede.

La grandissima parte degli articoli di argomento più spiccatamente economico e di settore è tendenzialmente concorde nel riconoscere, come principale strumento per aggredire il costo secco dei chilometri a vuoto, la cooperazione e il coordinamento fra gli attori operanti in una stessa area geografica. La cooperazione distributiva viene definita come la condivisione, da parte di due o più operatori logistici, di informazioni e risorse. Le prime possono includere non solo le specifiche di base di un ordine, ma anche la presenza di determinate finestre temporali per il carico e lo scarico, la necessità di personale o equipaggiamenti specifici, o qualsiasi altro vincolo pratico. Fra le risorse si considerano invece non soltanto i mezzi, ma anche i punti di carico e scarico, gli autisti ed eventuali attrezzature specifiche. L'obiettivo di questa condivisione è quello di poter evadere l'insieme complessivo degli ordini attraverso un'ottimizzazione globale anziché focalizzandosi su una serie di ottimi locali. Ciò avviene principalmente attraverso una concatenazione ottimale delle spedizioni, che massimizzi gli indici di carico medi e al contempo minimizzi le distanze percorse; erodendo, in particolare, gli spostamenti a vuoto fra una consegna e il carico dell'ordine successivo. Tali sequenze di ordini devono ovviamente essere internamente coerenti, rispettando i vari vincoli di capacità, compatibilità dei mezzi e delle diverse tipologie di carico, tempi di consegna, limiti sull'orario di lavoro e, non ultimo, la circolarità del viaggio stesso, il quale, salvo eccezioni, deve chiudersi con il ritorno al punto di partenza iniziale.

Il contributo di Hezarkhani, Slikker e Van Woensel (2016) si muove esattamente in questa direzione. Presentando l'evidenza dei benefici offerti dalla sinergia rispetto alle inefficienze intrinseche alla pura concorrenza, gli autori si pongono l'obiettivo di individuare quali siano le difficoltà che ne impediscono l'applicazione e quindi i metodi per superarle. In particolare, una simile condivisione di informazioni e risorse porta con sé il timore di un'iniqua assegnazione delle tratte e dei profitti fra gli attori che decidano di mettere in comune le proprie forze: la distribuzione del lavoro e la condivisione dei benefici deve per questo seguire criteri pratici quanto più possibile oggettivi, chiari e trasparenti per tutte le parti in causa. Per far questo, Hezarkhani *et al.* si appoggiano alla teoria dei giochi cooperativi,

prescrivendo tre proprietà desiderabili per un sistema di condivisione equo. Tali proprietà sono:

- a. Completezza (*non-emptiness*). A ciascuno stato del sistema corrisponde almeno una allocazione.
- b. Unicità (*uniqueness*). A ciascuno stato del sistema corrisponde una sola allocazione;
- c. Stabilità (*least instability*). Ogni allocazione deve essere preferibile a collusioni interne al gruppo.
- d. Competenza (*independence of irrelevant deliveries*). I benefici maturati in una determinata parte della rete logistica devono essere redistribuiti solo ai partecipanti effettivamente attivi in quella zona.
- e. Competitività (*restricted competitiveness*). La redistribuzione dei benefici deve tener conto dei diversi livelli di efficienza degli operatori, misurata ad esempio con un indicatore di costo medio di evasione d'ordine.

Il lavoro di Hezarkhani *et al.* si allarga ad abbracciare ogni fase di questo processo, supportandola con modelli matematici attenti sia dalla teoria dei giochi che da quella della ricerca operativa. Benché sistemi di questo tipo vadano oltre gli scopi di questa tesi, si vuole rilevare come il modello qui proposto non debba essere necessariamente focalizzato su una sola impresa ma possa, con opportune elaborazioni dei dati di ingresso, essere esteso alla generazione di viaggi circolari su una rete condivisa da più trasportatori cooperanti.

1.2.3 Ottimizzazione nella distribuzione di veicoli

Una branca della letteratura sull'ottimizzazione logistica è specificatamente dedicata al peculiare ambito della distribuzione di veicoli. Tale settore presenta infatti caratteristiche uniche rispetto al trasporto stradale convenzionale, che richiedono un approccio appositamente sviluppato nella risoluzione dei problemi. La prima e principale di queste caratteristiche è il tipo di mezzo utilizzato, progettato in modo esclusivo per il trasporto di veicoli. Ciò significa che non solo tali mezzi sono utilizzabili soltanto a questo scopo specifico, ma anche che le vetture stesse possono essere trasportate esclusivamente su di essi. Da ciò segue che le reti logistiche dedicate a questo tipo di prodotti sono sostanzialmente indipendenti dalle altre, non essendo possibili la condivisione dei mezzi né la differenziazione del carico. Nel seguito si utilizzeranno i termini “mezzo” e “bisarca” per designare i mezzi di trasporto su cui le vetture vengono caricate, mentre con i termini “telaio”, “veicolo” e “vettura” si indicheranno i prodotti da trasportare. Ai fini della trattazione successiva, tali prodotti potranno essere indifferentemente automobili, mezzi commerciali leggeri o pesanti o altri tipi di autoveicolo.

Come osservato da Rajahonka e Bask (2016) quella del trasporto di veicoli è una branca della logistica ancora relativamente poco indagata. Wang, Fu e Yu (2008) hanno inoltre evidenziato come in essa l'ottimizzazione dei processi si stia facendo sempre più urgente: la crescente competitività del settore automobilistico e gli altissimi livelli di investimento richiesti in particolare dalla transizione energetica si stanno traducendo una pressione sempre maggiore sulla fase distributiva, a cui si chiede di fornire un livello di servizio costante a

fronte di tariffe sempre più basse. L'esigenza di ottimizzazione operativa e contenimento dei costi, ormai ben presente in tutti gli ambiti della logistica, è qui particolarmente ardua da soddisfare: rispetto ad altri settori, ad esempio, la riduzione dei chilometri a vuoto è qui ulteriormente ostacolata dalla specificità dei mezzi richiesti, e dalla complessità dei vincoli di carico. In accordo a quanto esposto nel precedente Paragrafo 1.1.3, Vilkelis e Jakovlev (2014) hanno inoltre messo in luce la convenienza per i diversi produttori di unificare gli standard di trasporto e utilizzare una rete di trasporto comune. In tal senso, gli autori portano all'attenzione del lettore i tentativi di regolamentazione in atto volti a uniformare il trasporto di veicoli, passaggio necessario per rendere possibile tale condivisione. Secondo gli autori, mantenere reti distinte ha l'unico effetto di creare inefficienza e generare maggiori costi, non aggiungendo alcun valore percepito dal cliente e anzi potenzialmente riducendolo. Viene inoltre ribadita l'importanza di valutare l'utilizzo di modi di trasporto alternativi o integrativi a quello stradale. Infine, viene sviluppato un modello in grado di simulare i flussi di prodotto su una rete unificata teorica, facendo emergere le aree europee più critiche dal punto di vista infrastrutturale.

Iori e Martello (2010) hanno sintetizzato un'ampia varietà di problemi in cui il problema di caricamento fosse combinato con quello di *routing*; come si vedrà a breve, questa categoria di problemi è di forte interesse in particolare per il trasporto di veicoli. Rispetto ai problemi classici, in essa assumono un ruolo di primo piano considerazioni volumetriche e di sagoma, nonché il posizionamento specifico degli oggetti in relazione all'ordine di scarico definito in fase di *routing*. In generale, come è intuitivo, sarebbe infatti preferibile una logica *last-in-first-out*, in modo da poter accedere direttamente, per ciascun punto di scarico, alla merce ad esso destinata. Tuttavia l'individuazione di un compromesso fra posizione relativa al punto di accesso, saturazione volumetrica e minimizzazione delle distanze percorse è un problema ad altissima complessità, e una logica di caricamento così elementare lascerebbe ampi margini di miglioramento. Iori e Martello (2010) elencano una serie di problemi, definendoli in base ai particolari vincoli richiesti – ad esempio la presenza di oggetti fragili da trattare con logiche diverse, la possibilità o meno di effettuare sovrapposizioni, la presenza di metodi specifici per il caricamento della merce, l'orientamento degli oggetti, etc.

Particolarmente dettagliato, per quanto riguarda questo tipo di problemi, è il lavoro di Bortfeldt e Yi (2020), il quale si appoggia a sua volta sullo studio di Gendreau, Iori, Laporte, e Martello (2006) e ai successivi sviluppi apportati da Ceschia, Schaerf e Stützle (2013). In essi viene dedicato particolare interesse, oltre che al problema di caricamento e spedizione sia bidimensionale che tridimensionale, anche alla possibilità di effettuare consegne spezzate. Viene cioè prevista la possibilità che un solo mezzo passi per più punti di scarico in un solo viaggio, e viceversa che un solo punto di scarico sia visitato più volte e da più mezzi.

Uno dei primi importanti lavori specificatamente rivolti al trasporto di veicoli è quello di Agbegha, Ballou e Mathur (1998); in particolare, lo studio si concentra sull'ottimizzazione dell'ordine di caricamento dei telai su un mezzo. Vengono qui descritte le pratiche comuni utilizzate dagli operatori del settore, rilevando come esse tendano a dare priorità ai telai da più lungo tempo fermi sul piazzale di carico. I viaggi vengono generalmente costruiti intorno

a tali telai, cercando di comporre carichi diretti verso lo stesso concessionario, la stessa area o le aree ad essa adiacenti, o almeno tali da situarsi sulla direttrice del viaggio, fino a saturare lo spazio di carico. Questa logica mira a conciliare la fattibilità della procedura e il mantenimento di un livello di servizio minimo costante.

I due principali obiettivi preposti da Agbegha *et al.* sono la massimizzazione del numero di telai caricati, e la minimizzazione degli scarichi e ricarichi intermedi. Con questi ultimi si intende lo scarico temporaneo di un veicolo in un piazzale diverso da quello di destinazione, in quanto necessario a liberare la via d'uscita per un altro. Il primo obiettivo permette evidentemente di ammortizzare meglio i costi di trasporto per unità; il secondo permette di ottimizzare i tempi di carico e scarico, nonché di ridurre il rischio di danni in tale fase. In linee generali, il modello sviluppato si articola come segue. Innanzitutto, i punti di scarico vengono raggruppati per area; quindi, i telai da spedire associati a tali aree, e i mezzi assegnati a tali telai. In base alle assegnazioni effettuate, vengono generati i percorsi per ciascun mezzo; e in base all'ordine di scarico così determinato, viene ricercato l'ordine di caricamento ottimale.

Viene sottolineato come quello così descritto non sia in realtà un problema dallo svolgimento lineare, ma un insieme di problemi altamente complessi e fra loro strettamente interrelati. Viene sottolineato come la soluzione ottima del problema di *routing* raramente coincida con quella dell'ordinamento fisico dei telai sul mezzo, e come questa divergenza si traduca in una fonte di costo. La fase principale del sistema è quella del caricamento, ma viene mostrato come la risoluzione iterativa dei problemi di caricamento sia in grado di restituire implicitamente soluzioni di buona qualità per il problema globale.

Il problema introdotto da Agbegha *et al.* è stato in seguito ripreso da Tadei, Perboli e Della Croce (2002). Essi sottolineano come la dispersione geografica dei punti di scarico renda particolarmente critico il problema di assegnazione dei telai e di *routing*, rispetto ad altri settori della logistica. Per questo, hanno concentrato il proprio lavoro sul potenziamento dell'algoritmo di pianificazione e *routing*. Il modello sviluppato suddivide inizialmente le bisarche per regione di destinazione, in base a quelle delle vetture da spedire; quindi, risolve gli n sottoproblemi di caricamento risultanti, associando sequenzialmente a ciascuna bisarca il proprio carico; infine, la soluzione ammissibile euristicamente ricavata viene riprocessata a fini migliorativi. Quest'ultima fase viene effettuata forzando l'esclusione di mezzi carichi o l'inclusione di mezzi scarichi, aggiornando l'euristica ogni volta in cui si osserva un incremento della funzione obiettivo. Si evidenzia come il modello implementi un indice di criticità delle spedizioni, nonché la possibilità di ritardo e le penali ad esso dovute.

Nello stesso filone di ricerca si colloca il lavoro di Dell'Amico, Falavigna, e Iori (2015). Il nuovo modello cerca un'assegnazione ammissibile dei telai, in termini di masse e spazi di carico e in base alle rispettive località di destinazione. Definite le associazioni, vengono generati gli itinerari; e in base a questi ultimi, viene ottimizzato il caricamento fisico. La prima fase viene effettuata secondo una logica *greedy*; la seconda in maniera iterativa, attraverso sequenze di tentativi di perturbazione del risultato. Ciò significa che l'itinerario viene accettato solo quando tutte le procedure di perturbazione (ne vengono definite otto) falliscono nel migliorare la soluzione precedente; se invece una di esse ha successo, la nuova

soluzione viene presa a riferimento e il processo riparte dalla prima procedura. Il modello è stato sottoposto a lavorare in diverse condizioni fino a raggiungere un compromesso ottimale fra prestazioni e qualità dei risultati.

Hu, Zhao, Tao e Sheng (2015) hanno affrontato ancora più nel dettaglio l'aspetto del problema relativo al caricamento. Viene rilevato come l'irregolarità delle forme e dimensioni dei telai e la variabilità degli spazi di carico renda il problema più complesso di quanto non lo sia in altri settori, in cui tipicamente la merce è organizzata secondo forme regolari e i volumi – si pensi ad esempio a quelli di un container – sono regolari e fissi. I pianali delle moderne bisarche possono essere infatti disposti in svariate configurazioni, in modo da adattarsi alla forma dei telai e massimizzare la superficie di carico utile. Zhao *et al.* utilizzano due approcci principali per ottenere dei caricamenti ammissibili: il primo attinge ad una base dati preesistente di carichi di provata fattibilità, mentre il secondo ne genera di nuovi appoggiandosi ad algoritmi di caricamento bidimensionale (*2D bin-packing*). L'insieme di caricamenti ammissibili così ricavati viene infine fornito ad un secondo algoritmo, mirato ad assegnare i telai alla flotta di mezzi in modo da evadere la massima quantità di prodotto.

Un ulteriore irrobustimento ai problemi di caricamento è stato in seguito apportato sullo specifico problema dei ricarichi intermedi. Mentre nei modelli precedenti i veicoli scaricati temporaneamente venivano reinseriti nelle loro posizioni iniziali, Chen (2016) ha invece evidenziato come ciò offrisse l'opportunità di ottimizzare ulteriormente il carico.

Un altro contributo al problema di assegnazione, itinerario e caricamento è quello di Pérez, Loaiza, Flores, Ponce e Peralta (2019). Nel modello proposto, i percorsi vengono composti sequenzialmente, aggiungendo punti di scarico e cercando per ciascuno di essi di trovare un caricamento ammissibile fino a saturare la capacità del mezzo. Vengono modellate anche le caratteristiche dei diversi tipi di bisarca, nonché le dimensioni esatte dei telai da caricare. È inoltre supportata la presenza di finestre di carico e scarico. Wang e Chen (2019) si sono invece concentrati sulla parte urbana del trasporto veicoli, sotto il vincolo di pieno carico alla partenza. L'algoritmo sviluppato cerca di massimizzare i margini di guadagno, effettuando caricamenti *greedy* all'interno di una struttura *branch-and-bound*.

Eskigun, Uzsoy, Preckel, Beaujon, Krishnan e Tew (2005) hanno condotto un'interessante analisi sull'approccio statistico ai tempi di carico e scarico. Nello studio, essi vengono espressi in funzione del punto di partenza, della destinazione e dei volumi medi in movimento fra di essi in un dato periodo di tempo. Viene inoltre implementata la scelta del modo di trasporto, concedendo l'alternativa fra la spedizione via treno a un centro di distribuzione regionale, o la spedizione via strada direttamente ai punti in cui si manifesta la domanda. Il modello sviluppato mira ad una allocazione dei flussi sui diversi modi di trasporto che minimizzi il costo totale. Si evidenzia come esso possa essere utilizzato non soltanto per gestire i flussi su una rete logistica data, ma anche per valutare la realizzazione di nuovi centri di distribuzione o il potenziamento del trasporto ferroviario fra due punti.

Con un approccio non dissimile, Billing, Jaehn e Wensing (2018) si sono concentrati sull'analisi probabilistica dei singoli ordini. L'obiettivo è quello di fornire una selezione dei

veicoli da trasportare, di assegnarli ai rispettivi mezzi e di generare percorsi ottimali per ciascuno di essi, senza quindi focalizzarsi eccessivamente sul caricamento fisico dei telai. Quest'ultimo è stato gestito secondo schemi di carico predefiniti, considerando tre tipi principali di telaio. Un obiettivo più peculiare è il tentativo di evitare più di una consegna al giorno allo stesso concessionario, in quanto ritenuto particolarmente sgradito per quest'ultimo. Per ciascuna consegna viene definita una data massima, ed è implementata una classificazione degli ordini per priorità. Utilizzando gli algoritmi sviluppati, vengono simulati scenari diversi per logica di priorità di consegna – ad esempio cercando di evadere tutti gli ordini il prima possibile, oppure, al contrario, al più tardi possibile compatibilmente con le date massime di consegna. La simulazione è stata effettuata generando ordini secondo le distribuzioni di probabilità predefinite, le quali per ogni giorno simulato determinano il numero e il tipo di vetture richieste, le rispettive destinazioni e i giorni concessi per la consegna. tutti gli ordini il prima possibile, o tutti gli ordini il più tardi possibile) appoggiandosi a ordini generati secondo distribuzioni di probabilità. Si segnala come l'articolo contenga una descrizione molto accurata dei flussi informativi e operativi di una tipica azienda di trasporto vetture, con particolare attenzione al lavoro di pianificazione quotidiano. Tali processi sono del tutto analoghi a quello svolti nell'azienda oggetto della presente tesi.

1.3 Algoritmi di ricerca su grafi

La ricerca su grafi verrà utilizzata nella seconda fase principale del modello, dedicata alla definizione dei possibili percorsi effettuabili dalla flotta. L'algoritmo utilizzato a questo scopo si basa su quello classico del *depth-first search* (DFS). Esso è caratterizzato da un movimento orientato innanzitutto in profondità, da cui il nome, seguendo una logica assimilabile a quella, più generale, del *last-in-first-out*. Tale sviluppo è dovuto alla struttura ricorsiva dell'algoritmo. Esso passa in rassegna tutti i nodi del grafo, marchiando quelli già visitati, e per ciascuno esamina quali siano i nodi ad esso adiacenti: se fra di essi ne individua uno che non è ancora stato visitato, richiama se stesso su tale nodo; e così via, finché non giunge a un nodo privo di ulteriori sbocchi e chiude la ricorsione riportandosi al livello precedente. Una possibile formulazione in pseudocodice dell'algoritmo è la seguente, basata sulla struttura classica in letteratura e in particolare ispirata alla versione proposta da Cormen, Leiserson, Rivest e Stein (2009). Per pseudocodice si intende una rappresentazione dell'algoritmo mirata a esporne le logiche in modo schematico ma immediato: seguendo cioè la struttura generale del codice vero e proprio ma prediligendo la leggibilità al rigore della rappresentazione, appoggiandosi ad uno stile più discorsivo quando possibile (Cormen, Leiserson, Rivest, Stein 2009).

DFS

- 1 *Per ogni nodo i del grafo:*
- 2 | *Segna i come non visitato*
- 3 | *Inizializza il predecessore di i come nullo*
- 4 *Per ogni nodo i del grafo:*
- 5 | *Se il nodo i risulta non visitato:*
- 6 | | *Applica DFS_VISIT al nodo i*

DFS_VISIT

- 1 *Segna i come in fase di esplorazione*
- 2 *Per ogni nodo j raggiungibile da i :*
- 3 | *Se j risulta non visitato:*
- 4 | | *Segna i come predecessore di j nell'albero di ricerca*
- 5 | | *Applica DFS_VISIT al nodo j*
- 6 *Segna i come esplorato completamente*

I due moduli dell'algoritmo assolvono rispettivamente alle funzioni di inizializzazione dell'esplorazione, e di esplorazione in profondità vera e propria. I passaggi 1-3 del primo, in particolare, sono una semplice inizializzazione dei dati. Il passaggio 4 rappresenta invece l'esame sequenziale di ciascun nodo del grafo. Infine, il passaggio 6 dà inizio alla ricorsione chiamando la sottoprocedura di visita vera e propria. Essa al passaggio 1 marca innanzitutto il nodo come sotto esame, in modo da evitare di tornare su di esso in caso di presenza di cicli sul grafo. Quindi, analogamente ai passaggi 4-6 della procedura madre, passa in rassegna i nodi raggiungibili da quello considerato e richiama se stessa su quelli che risultino non ancora scoperti. Quando tutti i nodi adiacenti sono stati visitati, il nodo di partenza viene a sua volta segnato come terminato, la sottoprocedura viene chiusa e la ricorsione torna al livello superiore.

Una raffigurazione intuitiva della logica di visita in profondità è esemplificata dalla struttura ad albero in Figura 1.1, nella quale l'ordine di visita è indicato all'interno dei nodi stessi.

Di per sé, la visita in profondità restituisce un'immagine del grafo come una o più strutture ad albero, secondo le relazioni di precedenza gestite rispettivamente dal passaggio 3 di *DFS* e dal passaggio 4 di *DFS_VISIT* sopra formulati. La sua proprietà di interesse in questa sede è però un'altra, e cioè la velocità con cui ogni ricorsione si dirige verso l'ultima destinazione raggiungibile. Tale proprietà verrà sfruttata nella fase del modello incentrata sulla costruzione dei viaggi circolari la quale, pur opportunamente modificata, utilizzerà lo stesso meccanismo ricorsivo della visita in profondità allo scopo di generare, per ciascuna unità operativa, tutti i possibili viaggi effettuabili dai mezzi in partenza dal corrispondente nodo. Anche la procedura di assegnazione e selezione dei viaggi si svilupperà secondo una struttura di questo tipo, secondo una logica *branch-and-bound* che verrà esposta nel paragrafo 1.4.2.

I due algoritmi implementati saranno affrontati nel dettaglio ai paragrafi 3.4 e 3.5, rispettivamente.

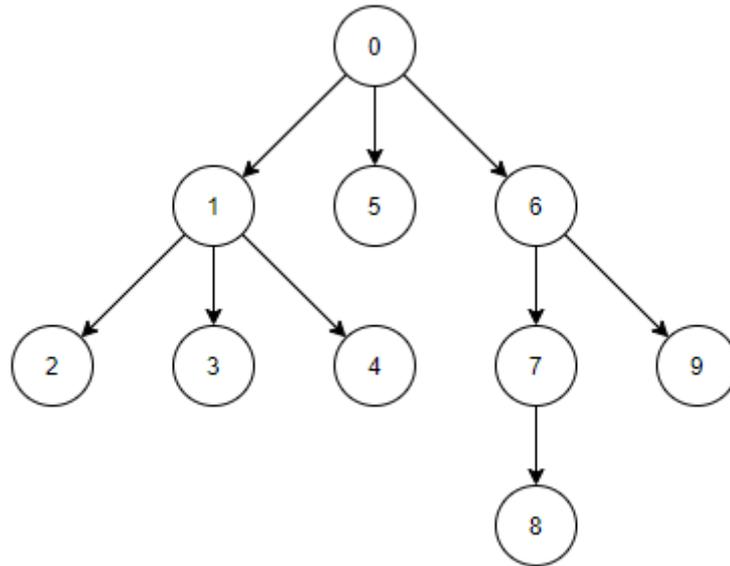


Figura 1.1 – Ordine di visita in profondità

1.4 Algoritmi di caricamento – Problema dello zaino

L'ultima fase dello studio si presenta nella forma, sia pur rielaborata e adattata, del cosiddetto problema dello zaino. Si tratta un problema classico della Ricerca operativa, e ne esistono diverse versioni e metodologie di risoluzione. Per la chiarezza della trattazione successiva, se ne esporranno in questo paragrafo le principali.

Dato un insieme di n oggetti, ognuno dei quali caratterizzato da un valore $\{a_1, \dots, a_n\}$ e un peso $\{c_1, \dots, c_n\}$, il problema di caricamento si pone l'obiettivo di selezionare il sottoinsieme di valore massimo che rispetti un predeterminato vincolo di peso C . Si fa subito presente come si sia indicato con la lettera maiuscola N l'insieme $\{1, 2, \dots, n\}$: la stessa notazione sarà utilizzata nel seguito anche per variabili differenti, senza per questo ripeterne la definizione. Nei suoi termini più comuni, il problema di caricamento può essere dunque sintetizzato come il seguente sistema:

$$\left\{ \begin{array}{l} \max \sum_{i \in N} a_i x_i \\ \sum_{i \in N} c_i x_i \leq C \\ x_i \in \{0,1\} \forall i \in N \end{array} \right.$$

, in cui si trovano, in ordine discendente: la funzione obiettivo; il vincolo di peso; gli n vincoli sulla scelta di ciascun oggetto, in questo caso modellati per semplicità come una variabile binaria che valga 1 in caso di inclusione nel sottoinsieme ottimo e 0 in caso di esclusione. Nel caso invece in sia possibile scegliere una quantità variabile non negativa di ciascun oggetto, è sufficiente riformulare l'ultima serie di vincoli come:

$$0 \leq x_i \leq b_i \quad \forall i \in N$$

, in cui il valore b_i rappresenta la massima quantità caricabile dell'oggetto i -esimo. Tale sarà, almeno sul piano teorico, il caso argomentato nel Capitolo 3. Nei paragrafi e capitoli successivi, variabili di attivazione di questo tipo saranno sempre assunte non negative, senza perciò esplicitare nuovamente il limite inferiore definito nella disequazione precedente.

L'ultima serie di vincoli è quella che distingue in quale, fra le due principali categorie di programmazione lineare, il problema ricadrà: continua, o intera. Il primo è ad esempio il caso in cui gli oggetti possono essere selezionati in una frazione qualunque della disponibilità massima – si pensi, per un esempio pratico, a un prodotto sfuso misurato in chilogrammi o in litri; il secondo è, invece, quello in cui gli oggetti siano considerati come unità singole ed indivisibili. Il caso binario ricade in questa seconda interpretazione del problema.

La più semplice delle due varianti è quella continua. È infatti facile dimostrare come, per massimizzare il valore complessivo contenuto nell'ipotetico zaino, sia sufficiente ordinare gli oggetti in maniera decrescente per rendimento e procedere ad inserirli uno dopo l'altro fintantoché la somma del peso degli oggetti selezionati si mantiene minore o uguale al vincolo di capacità, avendo definito il rendimento di un oggetto come il rapporto fra il suo valore unitario e il suo peso unitario. Detta k la cardinalità del sottoinsieme ottimo, si osserverà che i primi $(k - 1)$ oggetti saranno stati caricati fino ad esaurirne la disponibilità mentre il k -esimo potrà comparire in una quantità inferiore a quella inizialmente disposta. La capacità dello zaino sarà sempre saturata esattamente.

Il problema diviene più complesso nella sua variante intera, e meno banale la scelta della metodologia di risoluzione. In questo caso, infatti, non sempre la capacità potrà essere completamente saturata: se si decidesse di utilizzare lo stesso algoritmo del caso continuo, e cioè scegliendo i primi k oggetti di rendimento massimo che non infrangano i vincoli imposti, la capacità residua, di fatto considerabile come assegnata ad un oggetto di rendimento nullo, potrebbe rendere la selezione meno valida di una in cui gli oggetti scelti siano meno efficienti se presi singolarmente, ma nel loro insieme più adatti a sfruttare la capacità disponibile.

Il problema generale di caricamento a variabili intere rientra nella classe dei cosiddetti problemi NP-ardui, ovvero problemi per i quali non sono noti algoritmi che siano in grado di risolverli in modo esatto e in tempo polinomiale (Cormen *et al.* 2009). Per questo, esso viene affrontato utilizzando tecniche alternative. I due principali approcci alla risoluzione di questo problema di PLI, come riportato da Pappalardo e Passacandando (2014), seguono rispettivamente una logica di programmazione dinamica ed una di enumerazione implicita, detta anche *branch-and-bound*.

1.4.1 Soluzione tramite programmazione dinamica

Come sintetizzato da Pappalardo e Passacantando (2014), la logica di base della programmazione dinamica è quella di dividere il problema in esame in una serie di sottoproblemi più semplici da risolvere, e da questi risalire alla soluzione ottima generale. Nel caso del problema di caricamento a variabili intere, tali sottoproblemi possono essere organizzati in una struttura matriciale in cui il numero di righe è pari alla capacità massima C , ed ogni colonna corrisponde, nel caso binario, ad uno degli n oggetti. Ogni cella (i, j) , come forse sarà ormai chiaro, rappresenta un problema dello zaino di capacità i in cui vengono considerati gli oggetti $\{x_1, \dots, x_j\}$. Ciò che rende la programmazione dinamica particolarmente interessante è la sua capacità di derivare le soluzioni delle celle successive basandosi su quelle precedenti, quando ne sussistono le condizioni: in questo modo, evita quindi di spendere tempo computazionale per risolvere più volte problemi identici. La struttura del problema può essere visualizzata con la seguente matrice:

		Oggetto valutato					
		1	2	3	...	$n - 1$	n
Capacità considerata	1	$P_{1,1}$	$P_{1,2}$				
	2	$P_{2,1}$	$P_{2,2}$				
	3	$P_{3,1}$...				

	$C - 1$	$P_{C-1,1}$					$P_{C-1,n}$
	C	$P_{C,1}$					$P_{C,n}$

Figura 1.2 – Struttura di risoluzione per programmazione dinamica

L'algoritmo procede da destra verso sinistra e dall'alto verso il basso: l'ultima cella esaminata, in posizione (C, n) rappresenterà proprio il problema iniziale. Nello specifico, l'algoritmo attraversa la matrice dei sottoproblemi applicando la seguente logica. In primo luogo affronta i sottoproblemi corrispondenti alle celle della prima colonna, banalmente risolvibili caricando, di volta in volta, la massima quantità ammissibile del primo oggetto; quindi, riconduce le celle-sottoproblemi rimanenti ad uno dei casi seguenti:

- a. $c_j > i$. In questo caso il peso dell'oggetto j -esimo supera la capacità massima, e non può pertanto essere caricato. La soluzione ottima $s(i, j)$ sarà quindi pari a quella $s(i, j - 1)$.

- b. $n \leq i < 2c_j$. In questo caso l'oggetto j -esimo può essere caricato al massimo una volta. La soluzione ottima sarà quindi pari al valore massimo fra:

$$a_j + s(i - c_j, j - 1) \text{ in cui l'oggetto } j\text{-esimo viene caricato;}$$

$$s(i, j - 1) \text{ in cui l'oggetto } j\text{-esimo non viene caricato.}$$

- c. $nc_j \leq i < (n + 1)c_j$, con $0 < n \leq b_j$. In questo caso l'oggetto j -esimo può essere caricato al massimo n volte. La soluzione ottima sarà quindi pari al valore massimo fra:

$$na_j + s(i - nc_j, j - 1) \text{ in cui l'oggetto } j\text{-esimo viene caricato } n \text{ volte;}$$

$$(n - 1)a_j + s(i - (n - 1)c_j, j - 1) \text{ in cui l'oggetto } j\text{-esimo viene caricato } (n - 1) \text{ volte;}$$

...

$$s(i, j - 1), \text{ in cui l'oggetto } j\text{-esimo non viene caricato.}$$

Si osservi come il secondo caso, analogo a quello del problema binario, sia in realtà riducibile a un caso particolare del terzo, più generalizzato.

1.4.2 Soluzione tramite enumerazione implicita

L'approccio dell'enumerazione implicita segue uno schema ad albero anziché matriciale. Ogni nodo rappresenta la decisione, date tutte le precedenti, di includere o meno (e nel caso non binario, in quale quantità) un dato oggetto. Tale decisione viene presa sulla base di due soluzioni approssimate del problema, una minorante ed una maggiorante rispetto all'ottimo effettivo. Dette rispettivamente min e max le soluzioni minorante e maggiorante di un dato nodo, ed eur l'euristica migliore al momento individuata:

- se $max \leq eur$, il nodo viene chiuso e la ricorsione termina: infatti, la soluzione trovata nei nodi precedenti attraverso l'euristica è già migliore di qualunque risultato ottenibile con un'ulteriore esplorazione del ramo.
- se $max = min$ il nodo viene chiuso e la ricorsione termina: infatti, min rappresenta il risultato migliore ottenibile dall'esplorazione del ramo.
- se $max > eur$, invece, l'algoritmo procede.

Segue una possibile formulazione di un'algoritmo di enumerazione implicita, governato dalle logiche appena esposte:

INIZIALIZZAZIONE_B&B

1. *Inizializza euristica* = $-\infty$*
2. *Richiama BRANCH_AND_BOUND includendo il primo oggetto*
3. *Richiama BRANCH_AND_BOUND escludendo il primo oggetto*

BRANCH_AND_BOUND

1. *Calcola rilassamento date le assegnazioni precedenti*
2. *Se rilassamento \leq euristica*:*
3. *| Chiudi nodo*
4. *Calcola euristica date le assegnazioni precedenti*
5. *Se euristica $>$ euristica*:*
6. *| euristica* = euristica*
7. *Richiama BRANCH_AND_BOUND includendo l'oggetto successivo*
8. *Richiama BRANCH_AND_BOUND escludendo l'oggetto successivo*

Riprendendo le prescrizioni di Pappalardo e Passacantando (2014), una soluzione minorante ammissibile per il problema dello zaino può essere facilmente ricavata applicando una logica *greedy*, caricando cioè gli oggetti in ordine di rendimento decrescente fino al raggiungimento del limite di capacità. Si tratta di un'euristica efficiente per quanto elementare, in grado di restituire in breve tempo una stima ragionevole. Per quanto quasi banale nella sua semplicità, se ne riporta brevemente una possibile formulazione nella sua versione binaria:

CARICAMENTO_GREEDY

1. *Ordina gli oggetti per rendimento decrescente*
2. *Definisci la capacità massima C*
3. *Inizializza il peso $c = 0$, il valore $a = 0$, l'indice $i = 1$*
4. *Ripeti finché $p + p_i \leq C$:*
5. *| $c = c + c_i$*
6. *| $a = a + a_i$*
7. *| $i = i + 1$*

Il ciclo ai passaggi 4-7 rappresenta il caricamento vero e proprio, subordinato al rispetto del vincolo di capacità verificato al passaggio 4.

Per quanto riguarda la stima maggiorante, come suggerito da Pappalardo e Passacantando (2014), è possibile applicare la stessa logica *greedy* in campo continuo anziché intero: esso ammette infatti per definizione un più ampio spazio delle soluzioni a parità di altre condizioni, rappresentandone quindi un limite superiore particolarmente economico da

ricavare. L'algoritmo si svolge esattamente come il precedente, eccetto per il caricamento dell'ultimo oggetto che in questo caso non viene scartato bensì allocato in una sua componente frazionaria. Una rapida formulazione di tale algoritmo è la seguente, sempre riferendosi alla versione binaria del problema:

RILASSAMENTO_CONTINUO

1. *Ordina gli oggetti per rendimento decrescente*
2. *Definisci la capacità massima C*
3. *Inizializza il peso $c = 0$, il valore $a = 0$, l'indice $i = 1$*
4. *Ripeti finché $p + p_i \leq C$:*
5. | $c = c + c_i$
6. | $a = a + a_i$
7. | $i = i + 1$
8. $c = c + c_i \left(\frac{C-c}{c_i} \right)$
9. $a = a + a_i \left(\frac{C-p}{p_i} \right)$

Risalta immediatamente l'aggiunta degli ultimi due passaggi, in cui viene effettuata l'allocazione di una frazione dell'ultimo oggetto tale da saturare esattamente la capacità massima: si osservi infatti come la somma effettuata al passaggio 8 per definizione restituisca proprio il valore C prestabilito. Quando i valori unitari degli oggetti siano definiti interi, una eventuale componente frazionaria del valore risultante a può essere approssimata per difetto, in modo da ottenere un limite leggermente più stringente. Tale raffinamento facoltativo del risultato può essere ottenuto sostituendo il passaggio 9 con la seguente riformulazione:

$$9. \quad a = \left\lfloor a + a_i \left(\frac{C-c}{c_i} \right) \right\rfloor$$

Si tenga comunque conto che, salvo casi particolari, tale soluzione non corrisponderà più ad una saturazione esatta della capacità.

Si rilevi come entrambi gli algoritmi precedenti possano essere facilmente estesi al caso con disponibilità non esclusivamente unitarie. Senza perdere in generalità, infatti, la versione con disponibilità multiple può essere ricondotta alla precedente semplicemente considerando ciascun oggetto come distinto, a prescindere dal tipo: l'ordinamento per rendimento imposto al passaggio 1 di entrambi gli algoritmi garantisce che il risultato finale sia identico indipendentemente dall'approccio adottato. Analogamente, è evidente come il caso multiplo sia immediatamente riconducibile a quello binario, del quale di fatto esso rappresenta una generalizzazione, banalmente imponendo disponibilità unitarie per ciascun tipo di oggetto. In questa sede si è ritenuto più conveniente limitarsi alla versione binaria semplicemente per la sua maggiore linearità e trasparenza, e quindi per la maggior facilità d'esposizione delle logiche di funzionamento dei due algoritmi.

A sua volta, la risoluzione per enumerazione implicita può essere approcciata in due modi principali, a seconda che si strutturi il procedimento decisionale come un albero n-ario o un albero binario. Il primo genera, al nodo i -esimo, un numero di rami pari alla disponibilità di un oggetto, più uno relativo alla sua non-allocazione; corrispondente, in altre parole, alle $(b_i + 1)$ possibilità di caricamento dell' i -esimo oggetto. Il secondo fa invece riferimento alla soluzione maggiorante del nodo padre, istanziando le approssimazioni rispettivamente per difetto e per eccesso della quantità dell'oggetto che compaia con una componente frazionaria. Dette x_l e x_u tali approssimazioni, i due rami risultanti imporrebbero quindi rispettivamente i vincoli $x \leq x_l$ e $x \geq x_u$. Si osservi che non ci fosse alcun oggetto con componente frazionaria il nodo dovrebbe essere chiuso, in quanto la soluzione maggiorante risulterebbe ammissibile e di conseguenza rappresenterebbe già di per sé una potenziale soluzione ottima del problema.

L'articolazione del problema nei suoi sottoproblemi vincolati si struttura come in Figura 1.3:

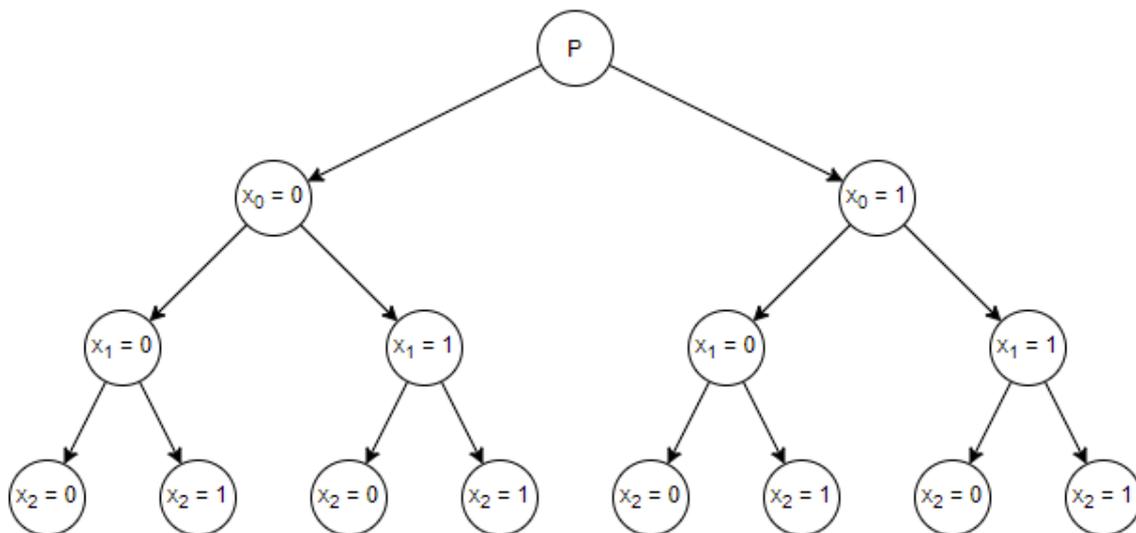


Figura 1.3 – Esempio di albero di enumerazione totale

Detto P il problema di caricamento generale e x_0 , x_1 e x_2 gli oggetti da caricare, ciascun nodo ne rappresenta un sottoproblema vincolato. Ogni nodo aggiunge un vincolo rispetto al problema padre: ciò significa, ad esempio, che l'ultimo nodo in basso a destra sarà sottoposto alla serie di condizioni: $x_0 = 1 \wedge x_1 = 1 \wedge x_2 = 1$, ossia forzerà il caricamento dei primi tre elementi; il sottoproblema contenuto nella foglia al lato opposto dell'albero, al contrario, ne imporrà l'esclusione. Dalla struttura così delineata è immediatamente evidente come il numero totale delle soluzioni possibili sia pari a 2^n , e come il numero di sottoproblemi dell'albero di enumerazione totale arrivi addirittura a $\sum_{j \in N} 2^j$. D'altra parte, la chiusura di un singolo nodo al livello k -esimo, con $k < n$, permette di risparmiare $\sum_{j=1}^{n-k} 2^j$ iterazioni, a ciascuna delle quali corrispondono un problema rilassato e di un'euristica minorante: è quindi evidente la necessità di definire stime superiori e inferiori efficienti ed efficaci, in aggiunta a eventuali ulteriori condizioni di terminazione, in modo da rendere il problema computazionalmente risolvibile.

Il problema di assegnazione e caricamento, che rappresenta una generalizzazione di quello di caricamento e che costituirà l'ultima fase del modello, sarà sviluppato secondo una logica binaria di enumerazione implicita.

1.5 Algoritmi di caricamento e assegnazione

Il problema dello zaino descritto nel paragrafo 1.4 può essere ricondotto ad un caso particolare di quello, più generalizzato, detto di caricamento multizaino o più semplicemente del multizaino. Come suggerisce il nome, esso prevede non più un solo contenitore, ma un numero variabile di essi, ciascuno definito da un proprio vincolo di capacità specifico (Martello, Toth 1990). È evidente come ciò non sia riducibile ad un semplice incremento della capacità totale di un contenitore unico, in quanto il soddisfacimento contemporaneo dei diversi vincoli pone limiti ulteriori alla massimizzazione della funzione obiettivo, e determina di per sé un deciso aumento della complessità del problema. Estendendo ulteriormente tale definizione si può infine ottenere un problema cosiddetto di assegnazione multizaino: tale estensione prevede, nella sua definizione più citata, che gli oggetti siano definiti da una classe, e che la classe degli oggetti all'interno di ciascuno zaino sia omogenea (Kataoka, Yamada 2014). In alcune varianti del problema (Dawande, Kalagnanam, Keskinocak, Ravi, Salman 2000) anche gli stessi contenitori vengono caratterizzati da una classe, istituendo un ulteriore vincolo di compatibilità fra contenitore e contenuto. Vincoli di questo tipo incrementano ulteriormente la complessità del problema, al punto che può essere preferibile optare per un'euristica piuttosto che per un algoritmo esatto. Si tratta d'altro canto di un approccio che si avvicina molto al problema oggetto di tesi, in quanto combina le caratteristiche di un problema dello zaino – nella selezione dei viaggi – a quelle di un problema di assegnazione – nell'attribuzione di questi ad un numero finito di mezzi dislocato sul territorio.

1.5.1 Euristiche

La letteratura esistente tende ad affrontare questo problema esclusivamente nella sua versione binaria: nel seguito ci si adegnerà a questa convenzione. Ciò viene fatto sottintendendo che un problema a variabili intere può essere sempre ricondotto al caso binario, semplicemente considerando separatamente gli oggetti di uno stesso tipo anziché come un insieme omogeneo da cui attingere quantità arbitrarie. I metodi risolutivi esatti seguono solitamente una logica di enumerazione implicita, in cui particolare attenzione è prestata all'individuazione di un compromesso ottimale tra efficienza computazionale ed efficacia degli stimatori maggioranti e minoranti. Come notano Martello e Toth (1990), in problemi di simile estensione e complessità la programmazione dinamica rischierebbe di richiedere un numero di calcoli ed un'allocazione di memoria eccessive. Nulla impedisce, per contro, che gli stimatori stessi siano invece a loro volta calcolati ricorrendo a un approccio di questo tipo. Segue una breve panoramica di alcuni passaggi fondamentali dello

sviluppo di questo tipo di problema, soffermandosi unicamente sugli aspetti di più immediato interesse per l'argomento di tesi.

La storia del problema di assegnazione e caricamento è relativamente recente. I già citati Martello e Toth (1990) sono stati fra i primi a definire estensivamente il problema multizaino nella sua forma più semplice (*Multiple knapsack problem*, MKP). Ad essi va inoltre il merito di aver introdotto uno dei primi algoritmi *bound-and-bound* per accelerare la risoluzione di questi problemi (1981), approccio in seguito ripreso con profitto da Pisinger (1999). Su queste basi Dawande, Kalagnanam, Keskinocak, Ravi e Salman (2000) hanno in seguito introdotto la suddivisione in classi di oggetti e contenitori e di conseguenza il concetto di compatibilità fra di essi (*Multiple knapsack problem with assignment restrictions*, MKAR), proponendo euristiche che permettessero di risolvere questo nuovo e più complesso problema in modo rapido e con margini di errore quantificabili.

Larga parte della letteratura dà credito a Kataoka e Yamada (2014) di aver definito il problema di assegnazione multizaino (*Multiple knapsack and assignment problem*, MKAP) nella sua forma oggi più comunemente intesa, ovvero tale per cui soltanto gli oggetti sono suddivisi in classi mutuamente esclusive mentre i contenitori possono essere assegnati a una qualunque di esse, purché il contenuto sia omogeneo. Tale impostazione è stata ripresa da Lalla-Ruiz e Voß (2015), rileggendo il problema all'interno della teoria degli algoritmi genetici. Infine Martello e Monaci (2020) hanno preso a riferimento il lavoro di Kataoka e Yamada proponendo ulteriori metodi di stima minorante e maggiorante dell'ottimo.

La definizione classica del problema multizaino è la seguente, assecondando la formulazione proposta da Martello e Toth (1990). Dati n oggetti ed m zaini:

$$\left\{ \begin{array}{l} \max \sum_{i \in M} \sum_{j \in N} a_j x_{ij} \\ \sum_{j \in N} c_j x_{ij} \leq C_i \quad \forall i \in M \\ \sum_{i \in M} x_{ij} \leq 1 \quad \forall j \in N \\ x_{ij} \in \{0, 1\} \quad \forall i, j \end{array} \right.$$

, in cui x_{ij} indica l'assegnazione, o meno, dell'oggetto j allo zaino i . La seconda serie di disequazioni estende il vincolo di capacità per tutti gli m zaini; la terza impone che ciascun oggetto sia assegnato al più ad uno zaino. Gli autori propongono due tecniche per la stima del limite superiore, e una principale euristica per la computazione di una stima inferiore. Le prime due sono il rilassamento surrogato e quello lagrangiano. Senza soffermarsi sui dettagli formali, il primo consiste nel sostituire gli m zaini con uno di capacità $C = \sum_{i \in M} C_i$; il secondo, nell'applicare al sistema originale un vettore di moltiplicatori λ_j e nel risolvere gli m problemi dello zaino risultanti sequenzialmente – ossia in modo tale per cui gli oggetti inseriti nei primi i zaini non siano considerati nella risoluzione dell' $(i + 1)$ -esimo. Poiché sarà di particolare interesse nel seguito, di seguito si esplicita in pseudocodice una possibile

interpretazione del solo rilassamento surrogato, per brevità nella sua forma più elementare possibile:

RILASSAMENTO_SURROGATO

1. *Definisci la capacità totale $C = \sum_{i \in M} C_i$*
2. *Risolvi un solo problema dello zaino di capacità C*

Entrambe le stime superiori così ottenute sono stringenti almeno quanto quella del rilassamento continuo. Per quanto riguarda l'euristica di stima inferiore, viene proposta una estensione della stessa logica *greedy* utilizzata per il problema dello zaino semplice: riempiendo cioè gli m zaini con i primi k oggetti per rendimento, fino a saturarne la capacità. Vengono inoltre suggerite ulteriori modifiche volte ad aumentare l'efficacia dell'euristica, rilevando però il rischio di penalizzarne potenzialmente l'efficienza: una di queste prescrive di risolvere successivamente gli zaini non secondo una logica puramente *greedy*, ma risolvendo ciascuno di essi esattamente attingendo ogni volta agli oggetti non ancora assegnati agli stadi precedenti. Una logica identica sarà nel seguito applicata al caso con restrizione di classe.

Il lavoro di Martello e Toth include anche degli spunti per un più sofisticato sistema di enumerazione implicita basato sulla cosiddetta logica di *bound-and-bound* (1990). La logica *bound-and-bound* arricchisce quella *branch-and-bound*, mirando ad ottenere limiti inferiori il più stringenti possibili: nello specifico, l'idea è quella di verificare l'ammissibilità diretta delle stime superiori, in questo caso ottenute per rilassamento surrogato. È evidente come l'eventuale successo della procedura restituisce per definizione una stima inferiore coincidente con quella superiore, permettendo quindi di chiudere immediatamente il nodo; inoltre, anche se la validazione non andasse a buon fine, la procedura restituisce in ogni caso una soluzione ammissibile che potrebbe risultare migliore di quelle precedentemente calcolate. In molti casi, al prezzo di aumentare il carico computazionale richiamato per ciascun nodo dell'albero di enumerazione, è possibile ridurre fortemente la profondità della visita stessa.

L'algoritmo principale proposto da Martello e Toth a questo scopo, in aggiunta ad altre euristiche più semplici, consiste nel prendere per dati gli oggetti selezionati nella soluzione maggiorante, ricercandone quindi una possibile allocazione nei singoli zaini che non ne infranga i rispettivi vincoli di capacità. L'algoritmo procede per zaini successivi, cercando di massimizzare la saturazione dei contenitori rispettandone i vincoli. Pisinger (1999) riprende questa stessa idea, lavorando specificatamente sul rilassamento surrogato come stimatore maggiorante del problema di caricamento multiplo. Vengono introdotti nuovi accorgimenti come quello di processare i contenitori in ordine di capacità crescente e gli oggetti in ordine di peso crescente, sotto l'assunzione che gli zaini meno capienti e gli oggetti più pesanti siano tendenzialmente più difficili da gestire. Viene inoltre suggerito un metodo di rafforzamento dei vincoli di capacità per il problema surrogato, in modo da ottenere una

stima superiore più stringente: ciò viene ottenuto determinando la massima saturazione effettivamente possibile per ciascun contenitore considerando gli oggetti dati, e quindi fissando la capacità del problema surrogato come la somma di tali valori. Il lavoro di Pisinger è stato ripreso e ulteriormente sviluppato da Fukunaga (2011) in un modello più esplicitamente ispirato al classico problema di copertura, o *bin-packing*. Anch'esso mira a trovare un'allocazione ammissibile degli oggetti selezionati nel rilassamento surrogato, adottando però una progressione non sequenziale ma, a sua volta, *branch-and-bound*. Tale approccio viene sviluppato basandosi su principi di dominanza fra allocazioni diverse, già introdotti da Martello e Toth (1990) e sviluppati da Fukunaga e Korf (2007), nonché di simmetria strutturale dell'albero di ricerca. Per quanto estremamente interessanti, approcci di questo tipo sono in letteratura limitati esclusivamente al problema di caricamento multiplo semplice: il problema oggetto di tesi però rientra, come già accennato, nel caso più generale di caricamento e assegnazione con vincoli di compatibilità. Tali vincoli hanno il doppio effetto di incrementare la complessità della ricerca di un'assegnazione ammissibile, e soprattutto di diminuire l'efficacia del rilassamento surrogato come stima superiore dell'ottimo, riducendo le probabilità di riuscire a validarne la soluzione; in aggiunta a ciò, i vincoli incrociati sulle disponibilità dei viaggi, basate su quelle delle rispettive tratte componenti, avrebbero richiesto ulteriori sottoprocedure di controllo. Di conseguenza, difficilmente le ottimizzazioni così ottenibili con un sistema di validazione *bound-and-bound* ne avrebbero giustificato l'incremento del carico computazionale.

L'aggiunta di vincoli di compatibilità fra oggetti e contenitori è da Dawande, Kalagnanam, Keskinocak, Ravi e Salman (2000) così espressa: per ogni oggetto j , si indica con A_j il sottoinsieme degli zaini adatti a contenerlo; e per ogni zaino i , si indica con B_i il sottoinsieme degli oggetti che può contenere. S_i rappresenta il sottoinsieme degli oggetti effettivamente assegnati allo zaino i ; va da sé che per ogni i dovrà essere $S_i \subseteq B_i$. Formalmente:

$$\left\{ \begin{array}{l} \max \sum_{i \in M} \sum_{j \in B_i} a_j x_{ij} \\ \sum_{j \in B_i} c_j x_{ij} \leq C_i \quad \forall i \in M \\ \sum_{i \in A_j} x_{ij} \leq 1 \quad \forall j \in N \\ x_{ij} \in \{0, 1\} \end{array} \right.$$

Si osservi che imponendo $B_i = n$ per ogni zaino i , da cui per definizione per ogni oggetto j segue immediatamente $A_j = m$, il problema ricade nel caso multizaino semplice. Ciò che rende particolarmente interessante questa versione del problema è il fatto che, contrariamente a formulazioni come quella di Kataoka e Yamada che verrà a breve descritta, la classe degli oggetti viene mantenuta fluida entro certi limiti, mentre la classe degli zaini è assegnata in partenza. Questo aspetto la rende molto vicina al problema reale oggetto di tesi, in cui le bisarche sono in partenza legate ad una e una sola unità operativa, mentre i viaggi sono assegnabili a tutte e sole le unità operative attraversate. Il problema reale su cui gli autori si soffermano è quello della massimizzazione della produzione misurata in peso,

associando i contenitori a macchine, i vincoli di capacità alle rispettive capacità di produzione, e gli oggetti al prodotto; ma è subito chiaro come questo modello specifico sia immediatamente generalizzabile al caso classico, semplicemente imponendo $a_j = c_j$. Il contributo degli autori sull'argomento si concretizza principalmente in tre euristiche per la stima inferiore dell'assegnazione ottima, quantificando per ciascuna di esse l'efficacia dei risultati ottenibili. La prima di esse è una generalizzazione della logica *greedy* accennata nel paragrafo 1.4.2. Essa prescrive di ordinare gli oggetti per rendimento decrescente, e gli zaini in un ordine qualsiasi; quindi, estrarre uno ad uno gli oggetti ed assegnarli in sequenza agli zaini rispettando i vincoli di capacità e compatibilità. Traducendo la proposta degli autori in pseudocodice, si può ottenere un algoritmo come il seguente:

GREEDY_MKAR

1. *Ordina gli zaini in una sequenza qualsiasi*
2. *Ordina gli oggetti per rendimento decrescente*
3. *Per ogni oggetto i :*
4. | *Per ogni zaino j :*
5. | | *Se i è compatibile con j e rispetta il vincolo di capacità:*
6. | | | *Assegna i a j*

Pur nella sua semplicità, gli autori dimostrano come un'euristica di questo tipo fornisca, nel peggiore dei casi, una soluzione pari ad almeno un terzo del valore ottimo. Tale proprietà è in realtà dimostrata soltanto per il problema di caricamento e assegnazione classico, e potrebbe non essere valida nel caso oggetto di tesi, condizionato da vincoli di disponibilità incrociati fra viaggi; tuttavia, come sarà evidenziato nel paragrafo 3.6, i risultati si sono rivelati confortanti in questo senso. Per la sua capacità di ottenere risultati accettabili in un tempo computazionale molto ridotto, un algoritmo ispirato al precedente sarà infatti utilizzato nel modello, come euristica minorante di un'algoritmo di enumerazione implicita. Per una più esplicita definizione dei vincoli incrociati sulle disponibilità dei viaggi, si rimanda al paragrafo 1.6.

La seconda euristica proposta da Dawande *et al.* converte il vincolo binario nel suo rilassamento continuo, e propone un'affascinante metodo di risoluzione basato sulla sostituzione del problema di caricamento con uno di flusso massimo su grafo. Esso viene costruito con due serie di nodi, i primi rappresentanti gli oggetti, e i secondi i contenitori; gli archi rappresentano i vincoli di compatibilità fra i primi e i secondi, e la loro capacità coincide con quella dei contenitori di destinazione. Il flusso fra nodi-oggetto e nodi-zaino rappresenta infine l'allocazione dei primi nei secondi. Per quanto interessante, tuttavia, un approccio simile risulta di difficile applicazione al di fuori del caso particolare studiato dagli autori, in cui il flusso può rappresentare nello stesso momento il peso e il valore degli oggetti allocati. Nel problema oggetto di tesi, un modello simile potrebbe essere applicato qualora si stabilisse come obiettivo non la massimizzazione del margine complessivo, ma quella

della saturazione della flotta in termini di ore di viaggio settimanale. Si osservi come una simile lettura del problema sia comunque implementabile anche ricorrendo agli altri algoritmi descritti, semplicemente sostituendo i valori delle durate al posto di quelli dei margini come argomenti della funzione obiettivo. Per quanto tuttavia una simile prospettiva offra senz'altro nuovi spunti di interesse intorno all'argomento, tale approccio non sarà in questa sede portato avanti. Sebbene infatti, come sarà ribadito nel paragrafo 4.1, il modello non sia incompatibile con definizioni alternative della funzione obiettivo, la massimizzazione del profitto è emersa come quella di maggiore interesse per l'azienda, e la scelta è per questo ricaduta su di essa.

La terza ed ultima euristica proposta, chiamata *successive knapsack algorithm*, prescrive invece di risolvere sequenzialmente m problemi dello zaino semplici, attingendo ogni volta dal sottoinsieme degli oggetti compatibili rimasti inutilizzati nei passaggi precedenti. Per la risoluzione dei singoli problemi, viene suggerito un approccio per programmazione dinamica. Traducendo questa descrizione discorsiva in pseudocodice, si può ottenere una formulazione come la seguente:

SUCCESSIVE_KNAPSACKS

1. *Inizializza l'insieme $S = N$*
2. *Per ogni zaino i :*
3. *| Risolvi il problema dello zaino singolo utilizzando gli oggetti in S*
4. *| Definisci S_i come l'insieme degli oggetti inseriti in i*
5. *| $S = S - S_i$*

Si vuole qui richiamare come un algoritmo analogo fosse stato già proposto da Martello e Toth nell'ambito del caricamento e assegnazione senza restrizioni. Benché si tratti indubbiamente di un'euristica semplice e piuttosto intuitiva, il principale contributo dello studio di Dawande *et al.* si trova nella dimostrazione della bontà dei risultati così ottenibili: a fronte di un tempo di calcolo relativamente ridotto, infatti, essa restituisce, nel peggiore dei casi, un risultato pari o superiore alla metà del valore ottimo. Sebbene tali proprietà rendano questo particolare approccio molto interessante, dagli esperimenti svolti nel corso dello sviluppo del modello si è ritenuto che esso non rappresentasse il miglior compromesso fra prestazioni e risultati. Le motivazioni alla base di questa scelta saranno meglio illustrate nel paragrafo 3.5.2, quando la struttura del modello sarà più chiara.

In anni recenti, il più importante contributo intorno ai problemi di caricamento e assegnazione generalizzati è probabilmente quello di Kataoka e Yamada. La loro definizione di problema di assegnazione multizaino divide gli oggetti in K classi mutuamente esclusive, imponendo che tutti gli oggetti caricati in uno appartengano alla medesima. Si noti che in questa versione gli zaini non hanno di per sé una classe fissata, ma sono vincolati solo dal momento in cui il primo oggetto vi viene caricato. Detto N_k il sottoinsieme degli oggetti

appartenenti alla classe k -esima, e definita la variabile binaria y_{ik} a indicare l'assegnazione o meno dello zaino i -esimo alla classe k -esima, il problema viene così formulato:

$$\left\{ \begin{array}{l} \max \sum_{i \in M} \sum_{k \in K} \sum_{j \in N_k} a_j x_{ij} \\ \sum_{j \in N_k} c_j x_{ij} \leq C_i y_{ik} \quad \forall i \in M, k \in K \\ \sum_{i \in M} x_{ij} \leq 1 \quad \forall j \in N \\ \sum_{k \in K} y_{ik} \leq 1 \quad \forall i \in M \\ x_{ij}, y_{ik} \in \{0, 1\} \quad \forall i, j, k \end{array} \right.$$

La funzione obiettivo e i vincoli di capacità si presentano in una forma rielaborata rispetto a quella del problema classico, ma svolgono la stessa funzione. La penultima serie di vincoli è invece inedita rispetto alle formulazioni viste finora, e impone che ciascuno zaino venga assegnato ad al più una classe. In realtà tale vincolo era presente, seppur non in forma esplicita, anche nel modello proposto da Dawande *et al.*: si ricorderà, infatti, che in esso gli zaini venivano assegnati in partenza ad una classe specifica. Come il precedente, anche questo modello si ispira a problemi di ottimizzazione reali: si pensi ad uno spedizioniere portuale che debba decidere quali merci caricare su quali navi, tenendo conto della capacità delle seconde e facendo in modo che in ognuna di esse vengano caricati soltanto container diretti verso una medesima destinazione. Anche in questo caso, il problema di caricamento ed assegnazione può essere ricondotto al multizaino semplice imponendo $k = 1$, così eliminando, di fatto, i vincoli di assegnazione.

L'obiettivo degli autori è quello di individuare un rilassamento del problema che restituisca efficientemente la migliore stima superiore dell'ottimo possibile, e da essa derivare un'euristica per la stima inferiore. Per quanto riguarda la prima, essi pervengono a due tecniche di rilassamento: il primo rappresenta una generalizzazione del lagrangiano già proposto da Fisher (1981) ed esteso da Martello e Toth (1990); il secondo consiste invece in un adattamento del classico rilassamento continuo. Oltre a confermare alcune proprietà che queste metodologie manifestavano nel caso multizaino, viene dimostrato come entrambe permettano di giungere allo stesso risultato.

Per quanto riguarda la ricerca di un'euristica efficiente ed efficace nel ricercare una soluzione ammissibile, la scelta Kataoka e Yamada è di fissare innanzitutto la classe di oggetti da assegnare a ciascuno zaino, applicando due algoritmi: il primo *greedy*, a cui ne segue un secondo di ricerca locale mirato a migliorarne il primo risultato. Grazie alla mutua esclusività degli insiemi N_k , al termine di questa prima elaborazione il problema iniziale risulta semplificato in una serie di k multizaino convenzionali, ossia uno per classe. Per risolvere ciascuno di essi rapidamente, la soluzione proposta è quella di lanciare un risolutore esatto di problemi multizaino, troncandone però l'esecuzione non appena questo perviene ad una soluzione ammissibile. Una simile euristica è giustificata dal fatto che in ogni caso,

essendo l'insieme dei k problemi solo un'approssimazione di quello originale, non sembra conveniente spendervi più tempo di calcolo di quanto non appaia strettamente necessario.

Lo stesso problema proposto da Kataoka e Yamada è stato in seguito ripreso da Martello e Monaci (2020). Oltre a rilevare la bontà delle metodologie proposte dai colleghi, la generalizzazione dei rilassamenti del MKP viene completata con l'estensione di quello surrogato nell'ambito del MKAP. In particolare, viene dimostrato come esso si traduca nella rimozione del vincolo di omogeneità di classe all'interno di ogni zaino: ciò significa, in pratica, semplificarlo in un problema multizaino classico. Da qui, Martello e Monaci si riallacciano alla precedente proposta di Martello e Toth, rilassando ulteriormente il problema fino a considerare un unico zaino di capacità $C = \sum_{i \in M} C_i$. Il risultato finale dell'euristica è quindi quello di ridurre il problema di assegnazione multizaino ad un problema di caricamento semplice, risolvibile esattamente in tempo pseudo-polinomiale tramite programmazione dinamica. In aggiunta a questo approccio, ne viene proposto un altro più spiccatamente euristico, composto da una prima fase costruttiva ed una di raffinamento dei risultati. La fase costruttiva ripercorre logiche analoghe a quelle proposte da Kataoka e Yamada, articolandosi in una prima euristica progettata per assegnare a ciascuno zaino una classe, e quindi in una seconda che si basi su tale assegnazione per risolvere i risultanti k problemi dello zaino indipendenti. La metaeuristica di raffinamento prende in ingresso l'assegnazione definita al passaggio precedente e tenta di migliorarla, riassegnando iterativamente classi e oggetti e sfruttando anche quegli oggetti e quegli zaini rimasti non assegnati. Si segnala infine come in un paragrafo gli autori si siano soffermati a suggerire alcune tecniche di preprocessamento dei dati, volte ad alleggerire la mole di informazioni da affidare alle procedure successive.

Un approccio simile al nuovo rilassamento surrogato avanzato da Martello e Toth (2020), ma ulteriormente semplificato grazie all'adozione di una logica *greedy*, sarà utilizzato nel modello sviluppato nel Capitolo 3 come euristica di stima superiore dell'algoritmo di enumerazione implicita. Si rimanda al paragrafo 3.5.2 per più esaustivi chiarimenti sulla scelta degli algoritmi implementati.

1.5.2 Algoritmi genetici

Un altro approccio introdotto in anni recenti per la risoluzione del problema di assegnazione multizaino è quello che attinge alla teoria degli algoritmi genetici, una forma di programmazione ispirata alla teoria evuzionistica darwiniana della selezione naturale e sopravvivenza del più adatto. In particolare, ci si soffermerà sugli algoritmi genetici detti a chiavi casuali semplici e su quelli a chiavi casuali sbilanciati.

Gli algoritmi genetici a chiavi casuali (*Random key genetic algorithms*, RKGA) sono una categoria di algoritmi genetici introdotta per la prima volta da Bean (1994). Essa interpreta il principio darwiniano concentrandosi soprattutto sulla sopravvivenza degli individui più adatti, detti di *élite* o elitari, ai quali viene attribuita una maggiore probabilità di riprodursi. Bean modella una popolazione P di p individui, ciascuno rappresentato da un vettore di n

variabili aleatorie, dette chiavi casuali o geni, generate a partire da una distribuzione uniforme sull'intervallo $[0,1]$. Dopo aver creato una popolazione iniziale, l'algoritmo seleziona un determinato numero $p_e \ll p$ di individui di *élite* e procede a costruire la generazione successiva in tre partizioni:

- d. il gruppo P_e degli individui più adatti;
- e. un gruppo P_m di p_m nuovi individui generati casualmente;
- f. $(p - p_e - p_m)$ discendenti della generazione precedente.

Il primo gruppo riflette il cosiddetto elitismo dell'algoritmo, che preserva e tramanda i geni degli individui migliori. Il secondo introduce nuovi individui, detti mutanti o immigrati, allo scopo di prevenire la stagnazione del patrimonio genetico della popolazione e la convergenza dell'algoritmo verso un ottimo non globale. Infine, l'ultimo gruppo viene generato accoppiando due individui $a, b \in P$ estratti a sorte. L'accoppiamento consiste nell'incrociare i vettori di chiavi casuali dei genitori, e cioè facendo in modo che l' i -esimo gene del discendente c riceva dai due genitori il valore $a[i]$ oppure il valore $b[i]$. Nell'ibridazione di Spears e De Jong (1991) viene inoltre istituito un parametro ρ tale per cui il primo gene viene ereditato con probabilità ρ , mentre il secondo con probabilità $(1 - \rho)$.

Per poter applicare questa logica a problemi reali, un algoritmo genetico necessita di una procedura di codificazione e decodificazione. Un decodificatore è una procedura deterministica che traduce un vettore di variabili aleatorie in una soluzione ammissibile y del problema reale, alla quale corrisponderà un valore $f(y)$ della funzione obiettivo. La progettazione di un buon decodificatore non è banale, ed il suo funzionamento può variare in complessità da una semplice corrispondenza biunivoca con lo spazio delle soluzioni, alla produzione diretta o indiretta di parametri per calcoli o euristiche esterne.

Uno degli aspetti che rendono gli algoritmi genetici particolarmente affascinanti, è la loro teorica applicabilità a qualunque problema di ricerca di un ottimo. Sebbene infatti le logiche di codificazione e decodificazione delle soluzioni del problema reale siano variabili ogni volta, e richiedano un'attenta progettazione, il meccanismo evolutivo che governa l'algoritmo è di per sé in grado di orientarsi verso l'ottimo a prescindere dalle condizioni esterne.

La proposta di Bean è stata in seguito modificata in modo da meglio interpretare le dinamiche darwiniane che ispirano questo tipo di tecniche. L'unica ma sostanziale differenza fra i due algoritmi si trova nelle modalità di selezione dei genitori: mentre infatti nel modello precedente gli accoppiamenti venivano sorteggiati casualmente sull'intera popolazione, in questa nuova versione il genitore a viene estratto sempre dall'*élite* P_e , mentre il genitore b può essere scelto a seconda dei casi dall'insieme degli individui comuni (ossia non-elitari) P_c oppure dall'intera popolazione P . In questo modo, un membro di P_e ha una probabilità di essere selezionato pari ad almeno $1/p_e$, mentre nell'algoritmo di Bean tale probabilità si fermava a $1/p$. Tale sbilanciamento può essere ulteriormente amplificato con una opportuna scelta del parametro ρ . Grazie a questi accorgimenti, è stato dimostrato come la nuova versione dell'algoritmo sia in grado di convergere all'ottimo con una velocità

significativamente superiore. Per meglio chiarirne il funzionamento, quanto descritto finora può essere così sintetizzato in forma di pseudocodice, seguendo la traccia di Goncalves e Resende (2011):

BRKGA

```

1   Genera una popolazione iniziale  $P$  di  $p$  vettori di  $n$  variabili aleatorie
2   Calcola i corrispondenti  $p$  valori della funzione obiettivo  $f(y)$ 
3   Inizializza il valore massimo individuato  $f^* = f(y^*)$ 
4   Ripeti finché le condizioni di terminazione non sono soddisfatte:
5   | Seleziona l'insieme  $P_e$  in  $P$ 
6   | Inizializza la generazione successiva come  $P^+ = P_e$ 
7   | Genera  $p_m$  nuovi individui
8   |  $P^+ = P^+ \cup P_m$ 
9   | Ripeti finché non sono stati generati  $(p - p_e - p_m)$  nuovi individui:
10  || Sorteggia un individuo  $a$  di  $P_e$ 
11  || Sorteggia un individuo  $b$  di  $P$ 
12  || Per ogni gene  $i$ :
13  || | Genera una variabile aleatoria  $x_i$  uniforme in  $[0,1]$ 
14  || | Se  $x_i \leq \rho$ :  $c[i] = a[i]$ ; altrimenti  $c[i] = b[i]$ 
15  || | Aggiungi il nuovo individuo  $c$  alla generazione successiva  $P^+$ 
16  |  $P = P^+$ 
17  | Calcola il valore delle nuove soluzioni  $y$  in  $P$ 
18  | Individua la soluzione  $y^+$  in  $P$  che massimizza  $f$ 
19  | Se  $f(y^+) > f^*$ :
20  ||  $f^* = f(y^+)$ 
21  ||  $y^* = y^+$ 

```

L'inizializzazione del problema è effettuata nei passaggi 1-3; il ciclo 4-21 prosegue iterativamente attraverso le generazioni finché non viene soddisfatta una condizione di terminazione, quali il tempo impiegato, il numero di cicli svolti o la qualità della soluzione individuata. La nuova generazione viene costruita ai passaggi 6-15: in particolare, i geni di *élite* vengono selezionati e tramandati rispettivamente ai passaggi 5 e 6; quelli mutanti, generati ed inseriti alle righe 7 e 8; infine, il sorteggio dei genitori, l'ibridazione dei geni e la generazione dei discendenti vengono svolti all'interno del ciclo 9-15. I passaggi finali 16-21 sostituiscono la generazione precedente con la successiva e la decodificano nei termini del problema reale.

Un ulteriore ampliamento della procedura prevede di evolvere più popolazioni distinte, ed implementando dinamiche di interazione, o migrazione fra di esse. Una possibile interpretazione di questa logica è la seguente: date q popolazioni, sostituire i $(q - 1) p_r$ elementi peggiori di ognuna di esse con i p_r migliori individui selezionati da ciascuna delle altre. È comunque consigliabile programmare questi scambi in modo che avvengano soltanto una volta ogni $k_r > 1$ generazioni, in modo da non contaminare più del necessario il

patrimonio genetico delle diverse popolazioni. Con un corretto bilanciamento, questa estensione è in grado di accelerare la convergenza verso l'ottimo preservando la diversità ed il corretto sviluppo evolutivo di ciascuna popolazione.

Un primo tentativo di rileggere il problema di assegnazione e caricamento secondo una prospettiva genetica è quello di Lalla-Ruiz e Voß (2015). Nello specifico, essi hanno cercato di implementarne la formulazione di Kataoka e Yamada utilizzando il modello descritto da Goncalves e Resende (2011). Tale interpretazione vede gli individui come vettori di n chiavi casuali, rispettivamente corrispondenti a ciascuno degli n zaini del problema; il decodificatore utilizza quindi tali chiavi per determinare l'assegnazione di ogni zaino ad una sola classe di oggetti. Per fare ciò, divide l'intervallo reale $[0,1]$ in k segmenti di uguale ampiezza $1/k$, in cui k è sempre il numero delle classi; quindi, per ogni chiave casuale, osserva in quale intervallo esso ricada. Dunque, se l' i -esima chiave del j -esimo individuo ricade nel k -esimo intervallo, ciò viene tradotto con l'assegnazione l' i -esimo zaino della j -esima soluzione alla k -esima classe di oggetti. Ricollegandosi ai casi precedenti, il decodificatore implementato in questo algoritmo rientra nella categoria più semplice, in quanto istituisce una corrispondenza biunivoca fra i valori delle variabili aleatorie e i possibili stati nello spazio delle soluzioni. Il risultato a valle dell'algoritmo è analogo a quelli proposti dagli ideatori del modello: definita una possibile assegnazione per k classi, si può ricondurre il problema generale alla risoluzione di k problemi multizaino indipendenti. Da qui, per giungere velocemente ad una soluzione complessiva gli autori propongono un algoritmo di enumerazione implicita troncato, cioè tale da interrompere la ricorsione non appena viene individuata una soluzione ammissibile. La validità dell'implementazione è stata provata attraverso la misurazione dei tempi computazionali, ottenendo risultati pari o superiori a quelli delle tecniche approcciate dalla letteratura precedente.

1.6 Considerazioni finali e *research gap*

Benché esista una ricca letteratura intorno ai temi generali entro cui l'argomento oggetto di tesi si colloca, dalle estensive ricerche svolte non è risultato alcun articolo che ne affrontasse lo specifico argomento.

Per quanto riguarda il problema di caricamento e assegnazione, trattato nel paragrafo 1.5, si rileva ad esempio come il lavoro di Kataoka, Yamada (2014), e degli autori che ne hanno ripreso le definizioni si soffermi su una proprietà in realtà assente nel problema reale qui esaminato. Mentre infatti nella definizione consueta del problema di caricamento e assegnazione le classi dei contenitori sono variabili, nel caso di interesse esse sono fissate, essendo l'appartenenza di ciascun mezzo alla propria specifica unità operativa uno dei dati del problema. Ciò significa che il modello sviluppato in questa tesi si trova già, da questo punto di vista, in uno stato a valle delle euristiche di preprocessamento ed assegnazione su cui gli studi precedentemente illustrati si sono focalizzati. Altra importante differenza si trova nel fatto che, mentre nel problema convenzionale di caricamento e assegnazione le classi degli oggetti sono definite univoche per ogni oggetto e quindi fra loro mutuamente esclusive, il caso di studio in oggetto non esclude che essi siano teoricamente assegnabili a

più di una di esse. La prima differenza rilevata rappresenta ovviamente una semplificazione, in quanto considera come dati costanti quelli che la formulazione classica del problema tratta come variabili oggetto di ottimizzazione. D'altra parte, la non-esclusività delle classi di oggetti impedisce di ricondurre naturalmente questo stato al caso multizaino semplice – senza cioè introdurre, nel passaggio, ulteriori semplificazioni. Nei casi in cui però una soluzione approssimativa sia ritenuta accettabile, gli approcci di cui sopra forniscono comunque indicazioni utili adattabili anche a differenti versioni del modello.

Come accennato nel paragrafo 1.5, la definizione che verrà adottata nel Capitolo 3 è quella di Dawande *et al.*, ovvero quella di problema di caricamento multiplo con vincoli di assegnazione (*MKAR*). Tuttavia, le definizioni e gli algoritmi proposti dagli autori sono stati concepiti per un contesto prettamente produttivo, e dovranno essere fondamentalmente riadattati per essere applicati nel problema oggetto di tesi.

Infine, il problema affrontato, e di conseguenza gli algoritmi sviluppati, si distinguono da tutti i precedenti per la presenza di vincoli di disponibilità incrociati sugli oggetti. La disponibilità residua di ciascun viaggio è infatti pari a quella minima fra le tratte che lo compongono: ma poiché una stessa tratta può essere inclusa in più viaggi, l'inserimento di uno può condizionare quello di un altro. Tali vincoli sono cruciali per il corretto funzionamento del modello, e hanno dovuto essere specificatamente trattati in fase implementativa.

La letteratura esistente sullo specifico argomento della distribuzione di veicoli, esaminata nel paragrafo 1.1.3, non sembra ancora aver rivolto la propria attenzione alla fase di progettazione della rete logistica. Tutti gli articoli citati, infatti, sono focalizzati su un ambito operativo, concentrando i propri sforzi principalmente nella generazione di itinerari di consegna singoli, e nell'ottimizzazione del relativo problema di caricamento fisico dei telai su bisarca. Tali problemi sono fortemente interconnessi, e la complessità del problema risultante è molto maggiore di quella dei singoli componenti, già di per sé non facilmente trattabili dal punto di vista algoritmico. L'orizzonte è quindi prevalentemente giornaliero, e il tipo di viaggio contemplato è quello che prevede un singolo carico iniziale. Tali modelli sono di estremo interesse per il settore, e le efficienze che permettono di conseguire sono notevoli per una branca della logistica particolarmente rigida come quella dell'autoveicolo; tuttavia, toccano solo tangenzialmente il problema di interesse in questa sede. Inoltre, tutti gli studi esaminati affrontano il problema di itinerario considerando un singolo viaggio per volta, mentre nel modello sviluppato in questo elaborato l'attenzione sarà concentrata soprattutto sulla concatenazione di più viaggi. Sebbene sia possibile pensare ad un'integrazione dei modelli di pianificazione operativa in quello, più generale, della progettazione di rete, la complessità di entrambi i problemi rende attualmente difficile trovare un punto di incontro computazionalmente sostenibile; né è probabile che tale sforzo produrrebbe miglioramenti rilevanti nei risultati cercati. Di conseguenza, pur condividendone il settore di applicazione, il modello sviluppato sarà sostanzialmente indipendente da quelli esaminati nei paragrafi precedenti.

In conclusione di capitolo, la struttura del modello e il suo rapporto con la teoria di riferimento possono essere schematizzati secondo la Tabella 1.1. Si rimanda al Paragrafo 3.3

per la definizione di rappresentazione per liste di adiacenza, in quanto di carattere più spiccatamente implementativo.

ESIGENZA	TEORIA	METODO
Rappresentazione rete logistica	Teoria dei grafi	Rappresentazione per liste di adiacenza
Identificazione viaggi completi	Visita su grafi	Visita in profondità (<i>depth- first search</i>)
Assegnazione viaggi	Problema di caricamento e assegnazione	Enumerazione implicita Caricamento surrogato Caricamento sequenziale

Tabella 1.1 – Struttura generale e riferimenti del modello

2. Presentazione azienda e assegnazione delle tratte

Per un'adeguata comprensione del modello e dei suoi scopi, si è ritenuto necessario offrire una panoramica dell'azienda oggetto di studio che ne ha ispirato lo sviluppo, dei principali processi interessati e delle criticità rilevate.

2.1 Descrizione azienda

i-FAST Automotive Logistics s.r.l. (nel seguito indicata semplicemente come i-FAST) è una società del gruppo Fiat Chrysler Automobiles (FCA), dedicata alla distribuzione di veicoli sul territorio italiano ed europeo. Con una flotta di duecentodieci bisarche di proprietà, a cui se ne aggiungono approssimativamente altre quattrocento messe a disposizione da fornitori terzi [1], essa è in grado di coprire sistematicamente tutta la penisola italiana, imponendosi come uno dei principali attori nel settore della logistica automobilistica nazionale. La sede è centrale è situata a Torino, presso gli stabilimenti FCA di Mirafiori: da qui vengono coordinate le tre sedi operative (*unit*) dislocate presso Rivalta di Torino (TO), Cassino (FR) e Paglieta (CH), le quali fungono da *hub* per la flotta di bisarche e rappresentano una naturale valvola di sfogo per tre dei principali siti produttivi del gruppo. Una quarta sede operativa è stata posizionata a Tychy, in Polonia, e dedicata al corrispondente stabilimento produttivo altrimenti difficilmente servibile dall'Italia.

Il caso di i-FAST è particolarmente interessante per il suo doppio ruolo all'interno e all'esterno del gruppo di appartenenza: essa rappresenta ovviamente il vettore principale di tutte le società controllate da FCA, ma è abilitata ad effettuare lo stesso servizio anche per produttori concorrenti; dispone di una delle più grandi flotte di mezzi nel settore, ma svolge anche attività di coordinamento per vettori terzi; costituzionalmente è una società indipendente con un proprio bilancio, ma deve conciliare le logiche del mercato con le necessità della casa madre. Emblematico di questa polivalenza è il funzionamento delle gare per l'assegnazione delle tratte da effettuare per conto dei produttori, nelle quali i-FAST è in grado di porsi sia come soggetto attivo che come intermediario per la stipula dei contratti di subvezione – in un doppio ruolo, cioè, di cliente e di fornitore a seconda dell'interlocutore. Per evitare ambiguità, nel seguito si intenderà come cliente colui che richiede il servizio di trasporto, mentre fornitore è chi lo esegue effettivamente: più nello specifico, si può dire che i-FAST ricopre il ruolo di fornitore nel momento in cui prende in carico le tratte messe in gara da un produttore, mentre assume le vesti del cliente nel momento in cui decide di affidarle in subvezione ad un trasportatore terzo.

Sebbene identica nel risultato, la gara per le tratte di FCA si svolge per i-FAST in modo differente rispetto alle altre. Lo svolgimento delle gare indette da altre case produttrici, così come quella che i-FAST stessa conduce per i propri subvettori, prevede infatti che le tariffe siano oggetto di asta, e definite direttamente dai concorrenti senza che questi conoscano le quotazioni proposte dagli altri partecipanti. La casa produttrice si limita a notificare le tratte

di interesse ed i rispettivi volumi, e attende di ricevere per esse delle offerte (Figura 2.1). Nel caso di i-FAST ed FCA, però, essendo la prima di proprietà della seconda, la dialettica è differente. Sebbene infatti esistano margini di negoziazione, le tariffe-obiettivo vengono tendenzialmente stabilite a monte e rese note fin da subito all'unico partecipante alla gara: il compito di i-FAST non è quindi quello di fare il prezzo, ma quello di evadere il maggior volume possibile contenendo i costi (Figura 2.2). Ulteriori vincoli vengono dallo stretto rapporto fra i-FAST e Vehicle distribution, l'ente di FCA dedicato alla porzione non stradale della logistica esterna del gruppo – tipicamente, via mare o ferrovia. I volumi di ogni tratta possono variare, e le tratte stesse possono essere aggiunte o soppresse non solo in base ai ritmi di produzione previsti per ciascuno stabilimento, ma anche in base alla necessità di sopperire ai flussi di prodotto viaggianti con altri modi di trasporto. Il periodo di affidamento di queste tratte è solitamente almeno annuale, e i volumi, definiti annualmente, possono essere considerati approssimativamente costanti anche quando riportati su scala settimanale.

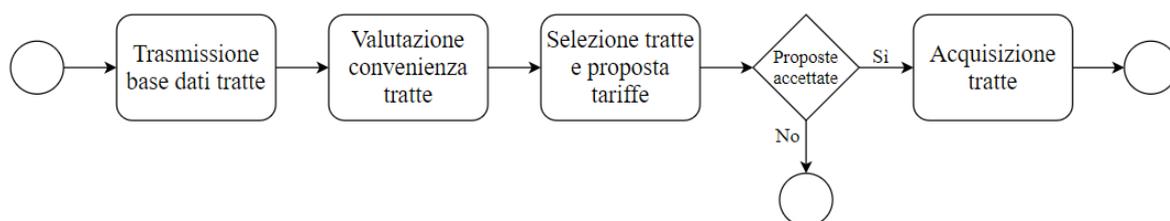


Figura 2.1 – Funzionamento gara tradizionale

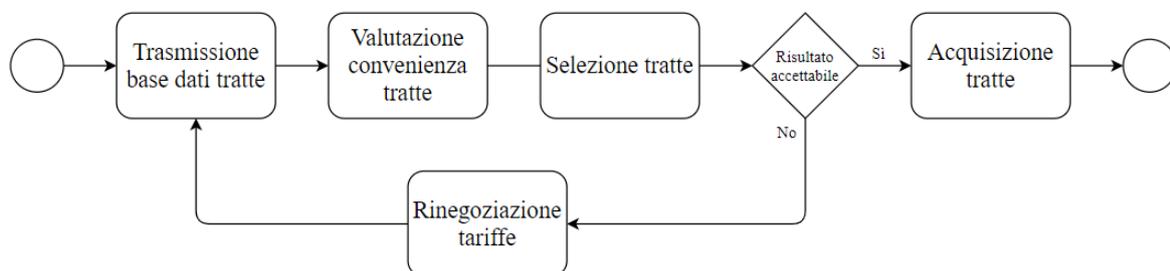


Figura 2.2 – Funzionamento gara FCA

Per le tratte più critiche, o più difficilmente includibili nel network dell'azienda, viene indetta la già descritta gara di secondo livello, proposta a vettori terzi che riescano ad offrire un costo inferiore a quello raggiungibile da i-FAST con la propria flotta. Si fa subito presente come questo secondo livello di gara non sia supportato dal presente modello, il quale richiede che le tariffe siano già stabilite come dato in ingresso; soprattutto, esso si fonda sulla costruzione di giri completi e di selezione degli stessi sulla base della distribuzione di capacità della flotta, entrambe operazioni che non avrebbe alcun senso effettuare su tratte cedute a terzi. La selezione di queste tratte potrà essere facilmente effettuata anche manualmente a valle di quella destinata alla flotta, semplicemente scegliendo, fra le rimanenti, quelle per cui è massima la differenza fra la tariffa offerta dal produttore e quella quotata dal subvettore. Il modello si concentrerà, quindi, esclusivamente sul lavoro di selezione delle tratte e contenimento dei costi caratteristici delle trattative con le case produttrici, e più specificatamente di quella con FCA. L'applicazione a gare condotte con

meccanismi d'asta tradizionali è possibile, a patto di fissare delle tariffe ipotetiche su cui basare i calcoli: tuttavia, è evidente come ciò comporti l'introduzione di una serie di assunzioni potenzialmente molto forti, che dovrebbero essere ponderate con attenzione.

2.2 Processo di assegnazione e criticità

Nel paragrafo 2.1 si è già descritto come la trattativa tra i-FAST ed FCA segua logiche ad essa peculiari, secondo cui è il produttore a definire il prezzo delle tratte messe in gara mentre spetta al vettore decidere, in funzione dei propri costi e della propria disponibilità di risorse, quali accettare e in quali quantità. Tali decisioni non sono però banalmente riducibili ad un criterio secco sulla positività del margine risultante, in quanto intervengono anche valutazioni di più alto livello sulla progettazione della rete logistica complessiva. Talvolta è conveniente accettare una tratta con un margine negativo, in quanto la corrispondente tariffa risulta comunque utile a coprire dei costi di riposizionamento: ad esempio coprendo in tutto o in parte il tragitto di rientro del mezzo verso l'unità operativa di appartenenza, o il suo avvicinamento ad un punto di carico successivo. E anche nel caso opposto, talvolta è opportuno rifiutare una tratta con margine anche fortemente positivo, in quanto questo sarebbe poi eroso dalla successiva necessità di riposizionarsi. Infine, non si può non tener conto del numero di mezzi e della loro dislocazione sul territorio, e di conseguenza in quale misura essi siano in grado di evadere la domanda. All'interno di queste dinamiche entra inoltre in gioco la filosofia aziendale di mantenere la flotta in costante movimento, saturandone quanto possibile la capacità e mirando a gestire il maggior volume di prodotto. Tale politica deve essere letta nel contesto della peculiare posizione dell'azienda, che si trova a dover conciliare le logiche di mercato e la sostenibilità economica dell'attività operativa con la dipendenza dal gruppo di controllo, il quale chiaramente si aspetta di poter contare sul proprio ente interno per l'evasione dei volumi prodotti.

In un settore come quello del trasporto veicoli, in cui i margini sono estremamente ridotti, casi come quelli sopra descritti rappresentano la regola piuttosto che l'eccezione. In tutto questo è inoltre necessario tenere conto del bilanciamento degli spostamenti, in quanto la presa in carico di tratte a cui non corrispondano adeguati volumi di ritorno nella direzione opposta può portare alla formazione di colli di bottiglia nella rete, e costringere la flotta ad effettuare viaggi a vuoto non preventivati abbattendo così i margini di guadagno. Il metodo più pratico ed efficace per effettuare valutazioni di questo tipo, nel quale la selezione delle tratte e la progettazione della rete trovano un punto di contatto, è probabilmente quello di non considerare le tratte quotate come a sé stanti, ma piuttosto come parte di giri completi che i mezzi possano effettivamente svolgere, partendo dalla propria unità di appartenenza e ritornandovi entro un tempo limite. In questo modo, il volume circolante su ciascun giro è vincolato da quello delle tratte che lo compongono, assicurandone il bilanciamento. Questo tipo di analisi tiene inoltre conto degli spostamenti a vuoto dovuti ai posizionamenti e riposizionamenti fra un trasferimento e l'altro, dando una panoramica più verosimile delle effettive opportunità di mercato.

Questo processo è però in pratica molto più insidioso di quanto non possa apparire a prima vista. Attualmente esso viene infatti svolto in maniera quasi totalmente manuale, esaminando a vista la base dati e cercando di individuare, di tentativo in tentativo, di intuizione in intuizione, il maggior numero di collegamenti che offrano un margine positivo, rispettino l'orario di lavoro settimanale massimo, e possibilmente muovano volumi sufficienti a garantire la continuità del servizio su ogni tratto del percorso. Nel complesso, inoltre, l'obiettivo è quello di generare un numero previsto di viaggi settimanali in grado di occupare tutti i mezzi della flotta. È inoltre altamente desiderabile che tali viaggi siano composti da tratte il più possibile bilanciate fra loro, e robuste alle inevitabili fluttuazioni della domanda nel corso dell'anno.

Anche rielaborando e riorganizzando le informazioni nella maniera più chiara e sintetica possibile, però, la mera quantità dei dati rende pericolosamente facile commettere errori di valutazione sulla convenienza delle tratte, nonché tralasciare involontariamente dei potenziali collegamenti fra di esse. Tale complessità è ulteriormente esacerbata dalla necessità di concatenare fra loro un numero arbitrariamente variabile di tratte e riposizionamenti, cercando al contempo di rispettare il vincolo di durata di un singolo giro e tenendo a mente la necessità di chiudere ciascuno di essi esattamente nel nodo di origine. L'elevatissimo numero di permutazioni possibili, e la forte somiglianza fra larghe porzioni di esse, è di per sé un ulteriore elemento di complicazione per chi si trovasse a svolgere la ricerca manualmente, rendendo difficoltoso distinguere fra i viaggi già memorizzati e quelli ancora non compilati e quindi, potenzialmente, compromettendo la sistematicità del processo. Come se non bastasse, le correzioni che vengono occasionalmente apportate ai parametri di lavoro – variazioni nelle tariffe o nei volumi previsti, aggiunte o rimozioni di tratte – possono minare la validità dei risultati ottenuti in modi a priori non prevedibili e a posteriori difficilmente correggibili, perlomeno in maniera sistematica e sicura. Tali variazioni costringono inoltre ripetutamente a un lavoro di validazione retrospettiva delle tratte già raccolte, impegnando ulteriore tempo allo scopo di rimuovere quelle non più ammissibili. Infine, anche supponendo di riuscire ad individuare in questo modo una frazione apprezzabile dell'insieme dei giri che rispettano tutti i vincoli sopra elencati, la selezione del sottoinsieme che massimizzi il profitto dell'azienda non potrà che essere effettuata in modo estremamente difficoltoso ed approssimativo, in quanto le complesse e innumerevoli sovrapposizioni fra i diversi giri non possono che generare, ogniqualvolta che uno di essi viene selezionato, vincoli a cascata sui volumi residui dei rimanenti. Il risultato finale, in sostanza, non potrà che essere fortemente influenzato dagli inevitabili errori, dalle dimenticanze e dalla casualità intrinseca che caratterizza ogni fase di questo processo. In tutto questo, al di là delle palesi e difficilmente superabili difficoltà che minano in partenza qualunque tentativo di risoluzione manuale del problema, non può essere trascurato l'impegno di tempo richiesto all'operatore per pervenire ad un risultato sia pur così gravemente approssimativo e poco affidabile.

Sintetizzando, si elencano le principali criticità individuate che il modello sviluppato in questa tesi si propone di risolvere:

- a. impossibilità pratica di individuare una frazione rilevante dei viaggi possibili;

- b. impossibilità pratica di effettuare assegnazioni viaggio-mezzo di qualità accettabile;
- c. tempi eccessivi per l'esecuzione del processo;
- d. difficoltà di aggiornamento dei risultati a fronte di variazioni dei dati in ingresso;
- e. difficoltà ed estensione del processo, possibilità di errore umano nel calcolo e nella valutazione dell'ammissibilità delle soluzioni.

Alla luce delle considerazioni precedenti, e rilevando come il processo sopra descritto ricopra un ruolo fondamentale nella programmazione delle attività dell'azienda e nella sua capacità di generare utili, emerge con forza la necessità di semplificarne i metodi e di migliorarne i risultati in modo deciso attraverso un'implementazione più automatizzata.

2.3 Controllo qualità e chilometri a vuoto

Come rilevato nel Capitolo 1, gli spostamenti a vuoto rappresentano una delle cause di perdita di maggior criticità per qualunque attività logistica. Essi vanno a generare costi dovuti a carburante, pedaggio e manutenzione, fra le voci passive più pesanti a bilancio, a cui non corrisponde alcun valore aggiunto per l'azienda. La loro pervasività implica che, per quanto poco desiderabili, tali attività finiscono per assorbire una frazione rilevante del tempo macchina totale; motivo per cui, all'impatto economico, segue immediatamente quello operativo e prestazionale sulla qualità e l'efficacia del servizio offerto. Non deve essere inoltre trascurato, a livello di sistema, il costo ambientale e infrastrutturale rappresentato dal traffico di mezzi vuoti o solo parzialmente carichi, il quale rappresenta probabilmente il più evidente indicatore di inefficienza di una rete logistica nel suo complesso. Benché non sia pensabile di eliminare totalmente tale fenomeno, un attento monitoraggio di esso è quantomeno fortemente raccomandabile per qualunque attore che si trovi ad operare nel settore.

i-FAST dedica una frazione consistente del lavoro svolto dalla sua unità centrale alla gestione della qualità. Essa comprende aspetti quali il controllo delle non conformità delle consegne, il monitoraggio dell'efficienza dei motori, la manutenzione preventiva dei mezzi, la formazione degli autisti, il controllo dei fornitori, la valutazione degli investimenti effettuati e potenziali. I principali indicatori di efficienza e di livello di servizio sono raccolti sistematicamente e periodicamente sottoposti ad esame, anche con il coinvolgimento delle unità operative e degli autisti stessi. L'azienda è certificata ISO 9001:2008 per il sistema di gestione della qualità e OHSAS 18001:2007 per il sistema di gestione della sicurezza e della salute sul lavoro, a testimonianza dell'impegno profuso in questi temi.

Manca, però, un indicatore che quantifichi il fenomeno dei chilometri a vuoto. La necessità di metterlo sotto controllo non è affatto ignorata dalla direzione, che ha avviato un processo per valutarne la fattibilità. In tale contesto, anche questo aspetto è stato approfonditamente indagato in fase di preparazione del lavoro di tesi: indagine che però ha dovuto presto interrompersi, principalmente a causa degli ostacoli incontrati durante l'interrogazione del

sistema informativo. Da un'analisi esplorativa di una porzione di dati relativa ad una sola settimana di viaggi, è infatti emerso come la base dati fosse compromessa da una grande quantità di informazioni errate o approssimative, ridondanze e mancanze. Allo stato attuale, un'elaborazione automatizzata dei dati è apparsa per questi motivi come non percorribile; d'altra parte, la quantità di dati e l'inaffidabilità degli stessi renderebbe eccessivamente laborioso ed approssimativo un approccio più manuale. Qualunque iniziativa in questa direzione non potrà dunque prescindere da un lavoro di analisi, correzione e rafforzamento del sistema informativo nel suo complesso, lavoro che però esula dagli scopi e dai limiti di tempo e d'azione che hanno vincolato la stesura di questa tesi.

Soffermandosi ancora su questo ambito, si vuole però rilevare come l'attività di subvezione e coordinamento svolta da i-FAST sia in linea con le indicazioni sollevate da buona parte della letteratura. La condivisione delle informazioni e delle risorse viene spesso dipinta come la via maestra per l'ottimizzazione di una rete logistica nel suo complesso, in grado di orientare il sistema non verso la ricerca di ottimi locali individuali, ma verso quella di un ottimo globale del quale possano beneficiare tutti partecipanti. Lo stesso meccanismo dell'asta di subvezione incentiva infatti l'affidamento di ciascuna tratta al trasportatore che sia in grado di coprirla al minimo costo; in massima parte, tali differenze di costo riflettono le differenze di conformazione delle rispettive reti logistiche. Ciò significa che per ciascuna tratta il sistema tende naturalmente a favorire le reti che meglio vi si adattino, ossia riescano a stabilire collegamenti che necessitino i minori spostamenti di posizionamento e riposizionamento e che massimizzino gli indici di carico attesi. Infine, tale attività di ottimizzazione non viene svolta solo in fase di costruzione della rete, ma è parte integrante delle operazioni di coordinamento quotidiane.

Per quanto quindi il modello non possa estendersi fino a contemplare alcuna prescrizione sulla raccolta e il trattamento effettivi dei dati operativi sui chilometri a vuoto, si vuole rilevare come la pianificazione *a priori* della rete logistica rientri comunque a tutti gli effetti all'interno di tale ottica. La composizione di giri completi che saturino la capacità della flotta è infatti utile non solo all'identificazione delle tratte di maggior interesse ma, includendo gli spostamenti a vuoto come vera e propria voce di costo, inteso tanto dal punto di vista economico quanto da quello dell'occupazione delle risorse, offre un contributo sostanziale anche alla minimizzazione di tali inefficienze. In quanto tale, inoltre, la definizione di un giro completo implica un tentativo di legare fra loro tratte i cui punti di arrivo e destinazione risultino compatibili con i vincoli di tempo e di costo definiti su base settimanale, minimizzando per questo i disallineamenti fra i movimenti dei mezzi e quelli della merce. I benefici ottenibili in questo senso sono esemplificati ai paragrafi 3.6 e 4.1. Si potrebbe dire che un'elaborazione di questo tipo fornisca un punto di partenza ottimale per l'implementazione di un sistema di gestione vero e proprio, disegnando una rete già ottimizzata nella quale sia più semplice intervenire puntualmente e tempestivamente sulle inefficienze specifiche dei singoli spostamenti.

3. Sviluppo del modello

Il presente capitolo costituisce il cuore della trattazione. In esso il modello verrà presentato, soffermandosi sulle fasi principali del suo sviluppo e del suo funzionamento. L'ambito del modello è esclusivamente quello della gara di FCA, ovvero con tariffe note e non oggetto d'asta, e strettamente riferito alla flotta di proprietà, di cui sono note la struttura dei costi e la conformazione della rete logistica.

3.1 Descrizione generale

Il modello proposto si articola in tre fasi principali, a cui faranno riferimento altrettanti paragrafi. Tali fasi costituiscono insiemi coerenti di operazioni fra loro strettamente interrelate, dipendenti da dati in ingresso ben definiti e restituendo risultati ben riconoscibili. Esse rispecchiano, cioè, le principali trasformazioni delle informazioni dal dato iniziale al risultato finale. Le fasi in questione si articolano come segue:

- a. *Costruzione del grafo.* A partire dai dati in ingresso relativi alle singole tratte, si costruirà una rappresentazione del network potenziale in forma di grafo. Ogni nodo corrisponderà ad una tratta, mentre gli archi direzionali fungeranno da vincolo per la concatenazione delle stesse.
- b. *Composizione dei viaggi.* A partire da ciascuna tratta uscente da ognuna delle unità operative o da un altro punto di interesse, utilizzando iterativamente un algoritmo di visita sul grafo precedentemente costruito, si estrarranno tutti i possibili viaggi circolari (ossia tali per cui il nodo finale coincida con il punto di partenza scelto) che siano compatibili con determinati vincoli di costo e durata. Il tipo di visita utilizzato è quello in profondità descritto nel paragrafo 1.3 (Cormen *et al.* 2009). Ulteriori restrizioni verranno poste per alleggerire il carico computazionale dell'algoritmo, facendo attenzione a non compromettere la completezza e la significatività del risultato.
- c. *Assegnazione dei viaggi.* In quest'ultima fase verrà scelto, dall'insieme dei viaggi composti al passo precedente, il sottoinsieme che massimizzi il profitto complessivo sotto un determinato vincolo di capacità; ne risulterà, quindi, una selezione ottimale di viaggi associati a un numero predefinito di mezzi. Si tratta evidentemente di un problema che ricade in quello generale di caricamento e assegnazione affrontato nel paragrafo 1.5 (Dawande *et al.* 2000), ma in questa sede reinterpretato e modificato in modo da renderlo applicabile al caso in esame. Nello specifico, il problema verrà approssiato

secondo un metodo di enumerazione implicita, mentre gli stimatori maggiorante e minorante seguiranno una logica di caricamento *greedy*.

Tali fasi rappresentano il cuore del modello, e ciascuna di esse è necessaria premessa alla successiva. A monte rispetto ad esse si colloca, inoltre, un lavoro di preparazione dei dati che sarà dettagliato nel paragrafo 3.2. A livello più generale, i dati in ingresso del modello sono la base dati non raffinata delle tratte e le informazioni sui mezzi. Inizialmente, la base dati delle tratte contiene solamente i nomi dei punti di partenza e arrivo di ciascuna voce, il numero medio di viaggi settimanali atteso, e la tariffa assegnata per ciascun viaggio; le informazioni riguardanti la flotta si riferiscono invece al numero di autisti per unità operativa, fatto coincidere con il numero di mezzi, e al monte orario settimanale massimo di ciascun autista. Il risultato finale è la selezione ottimale di viaggi assegnati ai mezzi disponibili.

Lo svolgimento del processo può essere visualizzato con il diagramma rappresentato in Figura 3.1:

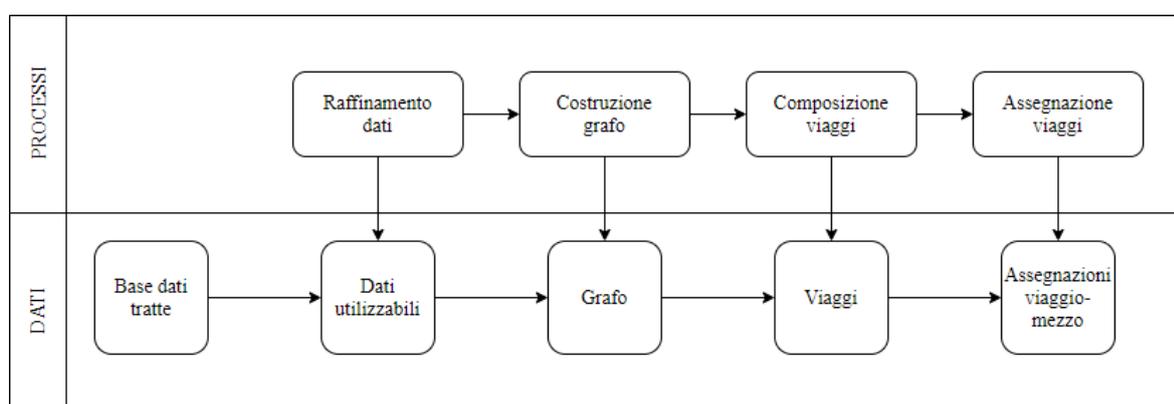


Figura 3.1 – Fasi e risultati del modello

Nella parte superiore sono raffigurati i tre processi appena descritti, a cui è stato aggiunto il raffinamento preliminare dei dati; nella parte inferiore si trovano i corrispondenti dati in ingresso e risultati. I rapporti fra dati, processi e risultati sono ulteriormente chiariti dalla Tabella 3.1:

PROCESSO	DATI IN INGRESSO	DATI IN USCITA
Raffinamento dati	Base dati tratte	Dati utilizzabili
Costruzione grafo	Dati utilizzabili	Grafo
Composizione viaggi	Grafo	Viaggi
Assegnazione viaggi	Viaggi e mezzi	Assegnazioni viaggio-mezzo

Tabella 3.1 – Dati in ingresso e in uscita di ciascuna fase

Come sarà evidente dalla trattazione successiva, la struttura del modello è aderente a quella del processo di trasformazione dei dati, e il passaggio da una fase alla successiva organico. Si osservi infatti come ciascuna fase necessiti, come dato di ingresso, il risultato restituito del processo precedente.

La base dati a cui il modello attinge è stata gestita, nella fase di affinamento dei dati, utilizzando il software Microsoft Excel. Questa scelta è motivata in primo luogo con il fatto che Excel è il software utilizzato in primo luogo nell'azienda, nonché per l'immediatezza con cui permette di elaborare dati sufficientemente strutturati. L'implementazione software descritta nelle fasi successive è stata invece codificata in linguaggio C++, utilizzando l'editor di testo Sublime text 2. La scelta di tale linguaggio di programmazione è motivata dalla sua pressoché assoluta flessibilità (Stroustrup 1986) e adattabilità alle strutture dati e agli algoritmi di interesse (Cormen, Leiserson, Rivest, Stein 2009).

3.2 Dati in ingresso

I dati in ingresso utilizzati attraverso tutte le fasi del modello provengono, in prima istanza, dalla base di dati aziendale in cui viene tenuta traccia dello stato di avanzamento della gara. Da qui vengono estratti i luoghi di partenza e di destinazione delle tratte quotate, il numero di viaggi settimanali medi richiesto (capacità) e la tariffa corrisposta al vettore per ciascuna di esse. A sua volta, questa fase può essere scomposta nelle tre procedure sottostanti, alle quali saranno dedicati altrettanti paragrafi. Fanno parte dei dati in ingresso anche i mezzi a disposizione, identificati dalla propria unità operativa di appartenenza; tuttavia, queste informazioni saranno utilizzate soltanto in fase di assegnazione, come descritto al paragrafo 3.5.



Figura 3.2 – Fase di affinamento dei dati

Come illustrato in Figura 3.1 e ripreso in Figura 3.2, l'obiettivo di questa fase è di ricavare, dalla base dati originale, informazioni utilizzabili nella costruzione del grafo e nelle fasi successive.

3.2.1 Selezione, depurazione e arricchimento dei dati

Non tutta la base dati è utile alla definizione del network: al fine di alleggerire la mole di lavoro e il carico computazionale successivi, le tratte che si evidenziassero come sbilanciate o difficilmente collegabili alla rete sono state quindi scartate preventivamente. Sono state per questo considerate solo tratte con almeno due viaggi settimanali previsti: essendo tali volumi calcolati semplicemente come una ripartizione media dei valori annuali, e considerando la naturale variabilità di questi nel corso del tempo, un numero troppo basso non avrebbe dato garanzie sufficienti sulla effettiva continuità della domanda. Un altro caso classico è quello in cui ad una tratta quotata non ne corrisponda una analoga in direzione opposta, così che l'effettuazione del servizio avrebbe richiesto una quantità insostenibile di chilometri a vuoto. Per motivi quasi opposti si è deciso di escludere dal modello anche la

distribuzione a corto raggio: si tratta infatti di viaggi tendenzialmente brevi e ad alto rendimento, che possono essere facilmente e convenientemente pianificati senza che sia necessario includerli in un giro più ampio. Inoltre, l'altissima variabilità di questi viaggi, che spesso prevedono svariati punti di scarico all'interno di aree anche vaste, avrebbe potuto compromettere l'affidabilità delle valutazioni, peraltro già inevitabilmente approssimative, sui tempi di completamento del giro. Per evitare di saturare il modello con soluzioni banali, ridondanti o inattendibili si è quindi preferito tralasciare questo tipo di tratta. Discorso analogo per i cosiddetti navettaggi fra piazzali contigui, di scarso interesse per la tesi in oggetto. Queste ultime due categorie di spostamento presentano inoltre l'indesiderabile caratteristica di avere, come unico ragionevole sbocco, il ritorno all'unità di origine; ciò, di fatto, renderebbe comunque non sostanziale il loro contributo alla composizione di giri completi. Al contrario, è stata effettuata l'aggiunta di alcune tratte, preesistenti o potenziali, assenti nel database di partenza in quanto quotate da altri clienti e ritenute interessanti per la valutazione delle diverse opportunità. È forse opportuno sottolineare come le semplificazioni fin qui elencate non inficino in alcun modo i risultati del modello, ma siano al contrario mirate allo scopo esclusivo di renderli quanto più possibile significativi, chiari e coerenti con gli obiettivi posti.

Si fa presente come eventuali altre tratte già acquisite possono essere senz'altro incluse nella base dati, al fine di individuare ulteriori possibilità di connessione; tuttavia, il modello non supporterebbe l'inserimento forzato di tali tratte nel risultato finale. Tale funzionalità non sarebbe di per sé particolarmente complessa nella progettazione né nell'implementazione, ma si è ritenuto che si sarebbe in questo modo introdotto un vincolo di scarso interesse, oltre che sostanzialmente marginale, per gli scopi del sistema.

Definita quindi così la selezione delle tratte da considerare, la si è completata con voci corrispondenti a tutti i collegamenti a vuoto residui che si sono ritenuti opportuni, indispensabili per modellare il posizionamento e il riposizionamento dei mezzi fra una tratta e la successiva nel corso di uno stesso giro. La capacità di questi spostamenti è stata impostata a un valore arbitrariamente alto, allo scopo di non costituire un vincolo per le elaborazioni successive. Si osservi che questa attività sarebbe teoricamente automatizzabile senza particolari difficoltà, potendo essere sviluppata, ad esempio, come un abbinamento forzato fra tutti i punti di interesse che non risultassero già collegati nella base dati originale. Tuttavia, molto meno banale sarebbe la valorizzazione di tali collegamenti, basata in primo luogo sull'individuazione delle distanze fra i punti di partenza e quelli di arrivo. Senza alcuna valorizzazione, il sistema non avrebbe modo di riconoscere quali collegamenti siano effettivamente ragionevoli e quali no, e ne compilerebbe un numero elevatissimo di cui solo una percentuale molto ridotta risulterebbe effettivamente di qualche interesse. Di conseguenza, tale completezza verrebbe al costo di un ingiustificato incremento nella mole di lavoro richiesta a fronte di benefici relativamente irrilevanti. Di conseguenza, si è ritenuto preferibile mantenere questa attività come manuale, apparendo tale scelta come il compromesso migliore. In alcuni casi particolari, una possibile ulteriore semplificazione sarebbe stata quella di includere determinati tratti a vuoto nel calcolo delle distanze di specifiche tratte quotate. È ad esempio il caso delle tratte dirette verso aree situate per cui esista un unico riposizionamento ragionevole, ad esempio quando si trovassero in prossimità

di stabilimenti produttivi o di porti strategici. Un simile accorgimento avrebbe permesso di risparmiare almeno un'iterazione su una porzione consistente dei cicli di ricerca dei viaggi, ammettendo la concatenazione diretta di due tratte quotate laddove in realtà fra la prima e la seconda viene necessariamente effettuato uno spostamento a vuoto. Nonostante i potenziali benefici che tale modifica avrebbe potuto apportare dal punto di vista computazionale si è deciso di rinunciarvi, ritenendo preferibile mantenere la base dati il più possibile vicina a quella originale delle quotazioni ed evitando di esporla a futuri problemi di compatibilità quando non strettamente necessario. Inoltre, è in generale spesso opportuno preferire implementazioni il più possibile modulari e internamente coerenti, qualità che avrebbero rischiato di essere compromesse modificando arbitrariamente le logiche di calcolo.

Per i viaggi non a vuoto, si sono aggiunte convenzionalmente tre ore di lavoro dedicate alle attività di carico e scarico; esse saranno utilizzate, come si vedrà, per la computazione del costo di ogni tratta.

Infine, sempre in questa fase sono stati corretti eventuali errori o refusi della base dati originale, e i nomi delle locazioni comuni a più voci omogeneizzati per evitare di incorrere in duplicazioni o in problemi di compatibilità.

Ricapitolando, le principali modifiche apportate alla base dati originale sono le seguenti:

- a. eliminazione delle tratte con meno di due viaggi settimanali medi;
- b. eliminazione delle tratte evidentemente sbilanciate o mal collegate;
- c. eliminazione della distribuzione a corto raggio e dei navettaggi fra piazzali contigui;
- d. integrazione di tratte aggiuntive di interesse;
- e. integrazione dei collegamenti a vuoto di interesse;
- f. attribuzione dei tempi di carico e scarico per le tratte non a vuoto.

Su questa base verranno eseguite le successive elaborazioni.

3.2.2. Assegnazione delle distanze

Essendo difficilmente automatizzabile, l'inserimento delle distanze di ogni tratta è stata in questa sede svolta in maniera prevalentemente manuale. Benché meccanicamente ripetitivo e di scarso interesse dal punto di vista teorico, questo passaggio ha assorbito una larga porzione del lavoro investito nella preparazione dei dati. Lo strumento adottato per la stima delle distanze è il navigatore di Google.com, reperibile ed utilizzabile gratuitamente in rete: si tratta di un metodo approssimativo, ma in grado di restituire una valutazione ragionevole, per gli scopi della trattazione, delle distanze in gioco. Nel caso in cui una tratta attraversasse più nazioni, i diversi chilometraggi sono stati distinti: parametri quali il costo medio del pedaggio autostradale o il costo del carburante sono stati infatti ricavati come media dai valori a consuntivo, e differenziati per nazione. Eventuali ulteriori costi fissi di pedaggio (i.e. trafori, traghetti etc.) sono stati anch'essi allocati in questa fase.

3.2.3 Elaborazione dei costi e dei margini di guadagno

La formula utilizzata per la stima del costo di ciascuna tratta prende in considerazione, in prima istanza, i seguenti parametri di base:

- a. Distanza. Inserita manualmente, distinguendo il chilometraggio per tutte le nazioni attraversate.
- b. Ore di viaggio. Calcolate dividendo la distanza totale per una velocità media e sommandovi i tempi di carico e scarico.
- c. Giorni di viaggio. Calcolati dividendo le ore di viaggio per il numero di ore di lavoro giornaliero massime secondo normativa.

Le informazioni sopra elencate confluiscono quindi in un'espressione che può essere così formulata:

$$\text{Costo tratta} = C + P + CF + L$$

I cui addendi rappresentano rispettivamente:

- a. Costo del carburante. Viene calcolato moltiplicando il prezzo medio al litro del carburante (p_c) utilizzato per l'efficienza (r) del mezzo, e quindi per la lunghezza totale (l) della tratta.

$$C = p_c r l$$

- b. Pedaggi. Comprendono i pedaggi autostradali a chilometro medi $p_{a,i}$ per ciascuna i -esima nazione attraversata, ripartiti sul rispettivo chilometraggio (l_i). Ad essi vengono poi sommate eventuali tariffe fisse p_f dovute al trasporto via mare, al trasporto combinato strada-rotaia o ad altri tipi di pedaggio presenti sul percorso.

$$P = \sum_i p_{a,i} l_i + p_f$$

- c. Costi fissi. Comprendono l'ammortamento del mezzo, il costo di manutenzione e i costi generati dalle sedi centrali, ripartiti su base giornaliera o chilometrica. Detti genericamente α_i , β_i i coefficienti di ripartizione delle rispettive voci di costo, il valore totale si calcola come:

$$CF = \sum_i \alpha_i d + \sum_i \beta_i l$$

- d. Costo del lavoro. Calcolato su base oraria, secondo la retribuzione p_l prefissata:

$$L = p_l h$$

Tutti i coefficienti moltiplicativi sono determinati basandosi su medie di misurazioni a consuntivo, sulle normative vigenti, su prassi di contabilità aziendale o su valori convenzionali. I valori specifici effettivamente utilizzati dall'azienda sono riservati, e non possono essere divulgati in questa sede. La formula originale effettua due ulteriori distinzioni basate sulla nazionalità del mezzo e sul tipo di motore, le quali impattano in particolare sul

costo del lavoro e su quello del carburante. In fase di implementazione si è però deciso di tralasciare tale aspetto del calcolo, in quanto le diverse strutture di costo avrebbero reso non univoci i margini attribuiti a ciascuna tratta, costringendo di fatto a duplicare queste ultime per ogni possibile combinazione di tali variabili. Si sarebbe in sostanza introdotta una nuova dimensione nella rappresentazione della rete che avrebbe richiesto, di fatto, un'implementazione a sé stante. Si è ritenuto che percorrere tale strada avrebbe incrementato eccessivamente la complessità del grafo risultante, rendendo il modello computazionalmente insostenibile a fronte di un'utilità trascurabile. Per queste ragioni si è scelto di escludere tale funzionalità dalle variabili del modello, preferendo approssimarne i parametri a un valore unico che meglio rappresentasse la flotta nella sua interezza. In tal senso, si sono utilizzati come caso base i parametri della flotta italiana, applicando i parametri della divisione polacca soltanto a quelle tratte tipicamente effettuate da essa in modo esclusivo, ovvero per la maggior parte trasferimenti internazionali a lungo raggio da e per il territorio polacco. Si è in questo modo tentato di trovare un compromesso che non mettesse a rischio la sostenibilità del modello né tantomeno la sua aderenza al sistema reale.

Il margine di guadagno viene calcolato, ovviamente, come la differenza fra la tariffa attiva ed il costo prima elaborato:

$$\text{Margine tratta} = \text{Tariffa attiva tratta} - \text{Costo tratta}$$

Tale risultato rappresenta il primo, e più chiaro, indicatore sull'effettiva convenienza di una tratta. Ai fini della risoluzione del problema di caricamento sarà necessario però un secondo tipo di rendimento, che permetta all'algorithmo di prioritizzare l'inserimento di un viaggio rispetto ad un altro. L'indicatore scelto, per motivi che saranno più approfonditamente dettagliati nel paragrafo 3.4, è quello del margine orario.

3.3 Costruzione grafo

Completata la compilazione di tutte le informazioni necessarie, si è proceduto a progettare la struttura dati che avrebbe rappresentato la rete logistica reale in forma di grafo orientato.



Figura 3.3 – Fase di costruzione del grafo

La tecnica di rappresentazione scelta è una struttura con liste di adiacenza. La struttura a liste di adiacenza tratta i nodi come oggetti al cui interno è immagazzinata la lista, di lunghezza variabile, dei nodi adiacenti; permette inoltre di implementare anche gli archi come oggetti a sé stanti. Soprattutto, rispetto ad altre implementazioni, la rappresentazione per liste di adiacenza permette di immagazzinare informazioni aggiuntive tanto nei nodi quanto sugli archi – nel caso in esame, rispettivamente i volumi, i margini, i tempi e i rendimenti, senza i quali qualunque valutazione sarebbe impossibile. Rispetto a rappresentazioni a struttura matriciale, quella a liste di adiacenza è inoltre particolarmente efficiente per le operazioni su

grafi sparsi, ovvero tali per cui il numero di archi è molto inferiore al quadrato del numero di nodi: è questo il caso del grafo in esame, in cui la maggior parte dei nodi presenta un numero ridotto di connessioni per un rapporto complessivo inferiore a 5 a 1. Secondo questa logica, i nodi conterranno:

- a. il nome della località;
- b. la lista delle tratte in partenza da tale località.

La struttura dati adottata implementa inoltre un codice identificativo univoco implicito per ciascun nodo, utile per memorizzarli ordinatamente e recuperarli rapidamente senza per questo appesantirli con chiavi aggiuntive. Va da sé che i nodi del grafo saranno diretta rappresentazione di quelli della rete logistica reale, e cioè i punti di carico e scarico. Gli archi, che di fatto saranno la rappresentazione delle tratte vere e proprie, conterranno invece:

- a. il nodo di origine;
- b. il nodo di destinazione;
- c. il tempo di viaggio;
- d. il numero medio di viaggi a settimana;
- e. il margine della tratta.

Come per i nodi, anche la struttura dati utilizzata per modellare gli archi permette di identificarli univocamente con un codice implicito alla struttura stessa. Tali codici sono in effetti, rispettivamente, quelli immagazzinati nelle liste di adiacenza dei nodi e quelli contenuti nei primi due membri elencati per gli archi. Si sarà notato che sono stati rimossi tutti i dati riguardanti specificatamente le distanze, i costi e le tariffe, in quanto tutte le informazioni di interesse per le fasi successive del modello sono già sintetizzate dalle voci sul tempo di viaggio e sul margine della tratta, rispettivamente.

Il grafo viene costruito automaticamente, attraverso una lettura della base dati.

3.4 Composizione viaggi

Come accennato nel paragrafo 1.3, la composizione dei viaggi viene effettuata attraverso sistematiche visite in profondità del grafo costruito nella fase precedente.



Figura 3.4 – Fase di composizione dei viaggi

La soluzione adottata si basa su quella classica della *depth-first search* ripresa da Cormen *et al.* (2009), da cui si distanzia però a tratti per adeguarsi agli scopi richiesti dal modello.

VISITA_UNIT

1. *Crea variabili per annotare il margine progressivo, le ore totali, l'elenco dei nodi visitati nel corso di un'esplorazione*
2. *Inserisci il nodo di partenza del viaggio*
3. *Per ogni arco uscente da quello di partenza:*
4. *| Incrementa il margine progressivo e le ore totali*
5. *| Richiama VISITA_NODO*
6. *| Decrementa il margine progressivo e le ore totali*

VISITA_NODO

- 1 *Inserisci il nodo visitato all'interno del viaggio in costruzione*
- 2 *Se il nodo visitato è quello della unità di partenza:*
- 3 *| Se il viaggio individuato è ammissibile:*
- 4 *|| Memorizza il viaggio e i dati di interesse*
- 5 *Altrimenti:*
- 6 *| Per ogni arco uscente da quello visitato:*
- 7 *|| Incrementa il margine progressivo e le ore totali*
- 8 *|| Se sia i vincoli progressivi che le ore totali massime sono rispettate:*
- 9 *|| Richiama VISITA_NODO*
- 10 *|| Decrementa il margine progressivo e le ore totali*
- 11 *Rimuovi il nodo visitato dal viaggio in costruzione*

L'implementazione effettiva dell'algoritmo non coincide esattamente con la versione in pseudocodice qui proposta, la quale, per chiarezza d'esposizione, semplifica e riorganizza alcuni passaggi; la logica di base, tuttavia, è la stessa per entrambe. Come si può notare, la principale differenza tra questa formulazione e quella classica riportata nel paragrafo 1.3 è l'assenza del tracciamento dei nodi già visitati nel corso dell'esplorazione. Tale sistema ha infatti lo scopo, nella ricerca in profondità tradizionale, di evitare di incorrere in cicli eventualmente presenti sul grafo, così da vincolare l'algoritmo a creare alberi in cui ciascun nodo compaia una e una sola volta ed abbia al più un predecessore. In questo caso, però, la possibilità di attraversare più volte la medesima località nel corso di uno stesso giro può, e deve, essere considerata. Se così non fosse, l'algoritmo non potrebbe individuare casi come quello, elementare, in cui tre generiche località A , B e C vengano concatenate nell'ordine $A - B - C - B - A$, minando alla base la completezza e quindi la significatività stessa dei risultati. D'altra parte, i cicli *for* all'interno dei quali avviene la ricorsione garantiscono che tutti i possibili percorsi vengano esaminati una e una sola volta, preservando la convergenza della procedura. La terminazione dell'esplorazione, inoltre, non è più condizionata all'esaurimento dei nodi raggiungibili: data l'assenza di tracciamento dei nodi visitati e la connessione almeno bidirezionale di ciascuno di essi, l'algoritmo entrerebbe in un ciclo senza poterne mai uscire. Tale condizione è stata quindi sostituita da altri vincoli più

significativi per il problema in esame, fra i quali essenziale è quello del ritorno all'unità operativa di partenza esplicitato al passaggio 2. L'incremento e il decremento degli attributi cumulati, posizionati rispettivamente precedentemente e successivamente alla chiamata della ricorsione e situate ai passaggi 8-10, servono a fare in modo che essi siano costantemente allineati ai movimenti dell'algoritmo – aumentando nel passaggio da un nodo al successivo, e ripristinando il valore precedente con la chiusura di quest'ultimo.

La prima procedura ripercorre in buona parte la seconda, ma la sua funzione è quella di inizializzare la ricerca per ciascuna unità operativa. Rispetto a *VISITA_NODO* i vincoli sulle variabili progressive non vengono controllati in quanto superfluo.

Applicando ad esempio *VISITA_UNIT* al nodo 0 dell'albero in Figura 1.1, i percorsi individuati, assunti per semplicità tutti ammissibili, sarebbero nell'ordine i seguenti:

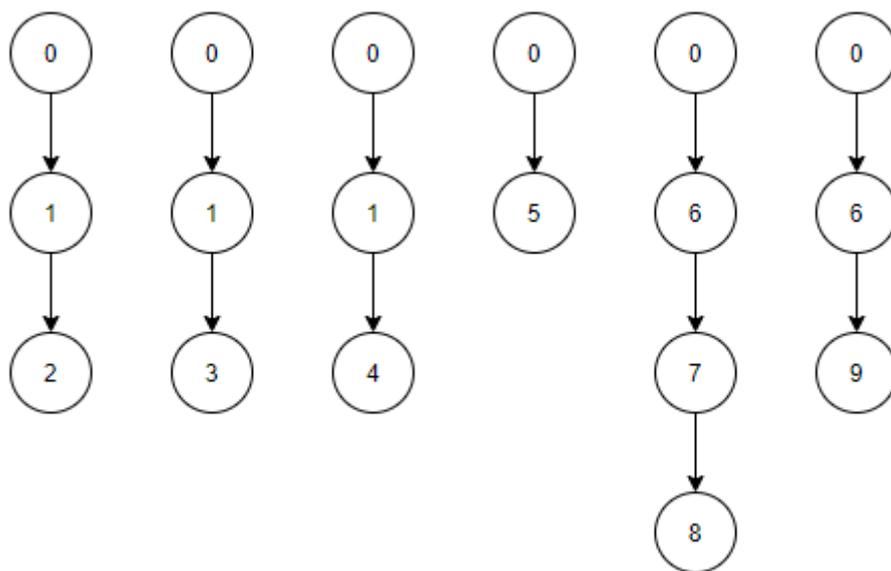


Figura 3.5 – Esempio di percorsi risultanti da *VISITA_UNIT*

Ovviamente l'applicazione dell'algoritmo ad una struttura ad albero, e quindi priva di cicli, è pressoché banale; tuttavia, in questa sede premeva semplicemente di illustrarne il funzionamento in maniera immediata.

I dati di interesse citati al passaggio 4 di *VISITA_NODO* vengono memorizzati in una struttura dati dedicata alla rappresentazione di ciascun viaggio. Nel dettaglio, essa include:

- a. la sequenza degli archi percorsi;
- b. l'unità operativa di appartenenza;
- c. il margine complessivo del viaggio;
- d. i volumi massimi del viaggio, quantificati in viaggi effettuabili a settimana;
- e. la tratta che ne rappresenta il collo di bottiglia;
- f. la durata del viaggio;
- g. lo stato di assegnazione;
- h. il rendimento orario;
- i. i chilometri a vuoto.

Come si può vedere si tratta di una struttura piuttosto pesante, anche a causa dell'inclusione di dati ridondanti e di utilità. L'unità operativa di appartenenza, ad esempio, potrebbe essere ricavata senza particolari difficoltà esaminando l'origine del primo arco della sequenza; tuttavia, senza entrare eccessivamente nel dettaglio, in fase di implementazione si è rivelato più conveniente, oltre che più rapido e intuitivo, riferirsi ad una variabile di appoggio interna al viaggio. Le voci relative al margine complessivo, al collo di bottiglia e ai chilometri a vuoto, invece, non sarebbero di per sé necessarie al funzionamento dell'algoritmo né di quelli successivi, ma costituiscono informazioni di immediato interesse in sede di analisi dei risultati; in particolare, la prima voce è utile per quantificare velocemente il guadagno totale ottenuto dall'algoritmo, mentre la seconda e la terza permettono di evidenziare i punti più critici della rete logistica in via di definizione. Si sarà inoltre osservato che, data la presenza del margine cumulato e della durata, l'inclusione del rendimento orario risulta evidentemente superflua, essendo banalmente ricavabile dalle due voci precedenti come:

$$\text{Rendimento viaggio} = \frac{\text{Margine viaggio}}{\text{Ore di viaggio}}$$

Si è tuttavia preferito mantenere un'informazione ridondante in modo da evitare di ripetere calcoli superflui nelle fasi successive del modello. Ulteriori considerazioni sulla forma di tale indicatore saranno dettagliate più approfonditamente a breve.

I dati rimanenti sono invece effettivamente necessari per l'esecuzione dell'algoritmo. La sequenza degli archi percorsi viene utilizzata negli estensivi controlli sulle disponibilità residue, effettuati nel corso della procedura di caricamento. La già citata durata del viaggio è anch'essa indispensabile per il problema di caricamento, il cui vincolo di capacità è definito proprio in tali termini. La voce relativa ai volumi si dimostrerà invece utile in fase di preparazione al problema di caricamento stesso, come verrà spiegato al paragrafo 3.5. Allo stesso modo il rendimento globale, così come i volumi, verrà utilizzato nella fase preparatoria allo scopo di ordinare gli oggetti da caricare come richiesto dagli algoritmi utilizzati. Lo stato di assegnazione viene infine utilizzato come etichetta per tenere traccia delle decisioni prese nel corso della visita dell'albero di enumerazione implicita.

Prima di procedere, si ritiene opportuno soffermarsi sulle motivazioni della scelta di un rendimento a base oraria. Tale scelta, infatti, va contro il più diffuso indicatore che, per restituire una rapida valutazione della profittabilità di un viaggio, ne rapporta la tariffa non al tempo impiegato ma alla distanza coperta. In questa sede si è però ritenuto più opportuno riferirsi ad un'unità di tempo, in quanto di tale natura è anche il vincolo di capacità scelto per il problema di caricamento finale. Inoltre, benché in molti casi le due valutazioni possano essere qualitativamente identiche a meno del fattore di conversione fra distanze e tempi – peraltro, come si è visto, in questa sede fissato ad un valore convenzionale costante – la mancata computazione dei tempi di carico e scarico esporrebbe al rischio di sottovalutare l'impatto di tale lavoro sul rendimento complessivo delle tratte: ciò si tradurrebbe in una paradossale penalizzazione delle tratte quotate rispetto a quelle a vuoto, che per definizione impegnano un tempo minore a parità di distanza percorsa. Inoltre, anche fra le tratte quotate, l'impatto di tali tempi sul rendimento è variabile; in particolare, risulta tanto più pesante quanto più la tratta è breve, e quindi quanto maggiore la frazione del tempo di lavoro spesa

nei piazzali. Ciò è facilmente dimostrabile osservando le seguenti relazioni. Detti p il margine di una tratta, l la sua lunghezza, v la velocità media considerata e t il tempo fisso di carico e scarico, i due rendimenti chilometrico e orario risultano così definiti a seconda che la variabile t sia o meno considerata, rispettivamente:

$$r_{km} = \frac{p}{l}$$

$$r_{km,c} = \frac{p}{l}$$

$$r_h = \frac{p}{\frac{l}{v}} = \frac{vp}{l}$$

$$r_{h,c} = \frac{p}{\frac{l}{v} + t} = \frac{vp}{l + vt}$$

, in cui il pedice km indica i rendimenti chilometrici, h quelli orari, c quelli che considerano il carico e lo scarico delle vetture. Moltiplicando la distanza per un fattore $\alpha > 1$ si ottiene:

$$r'_{km} = \frac{p}{\alpha l}$$

$$r'_{km,c} = \frac{p}{\alpha l}$$

$$r'_h = \frac{p}{\frac{\alpha l}{v}} = \frac{vp}{\alpha l}$$

$$r'_{h,c} = \frac{p}{\frac{\alpha l}{v} + t} = \frac{vp}{\alpha l + vt}$$

Si osserva come, mentre il rendimento chilometrici varia di un fattore identico a prescindere che il tempo di carico e scarico venga computato o meno, nel caso orario mostra nei due casi andamenti differenti. Derivando le due espressioni rispetto alla distanza l si ottiene infatti, rispettivamente:

$$\frac{dr_h}{dl} = -\frac{vp}{\alpha l^2}$$

$$\frac{dr_{h,c}}{dl} = -\frac{vp\alpha}{(\alpha l + vt)^2} = -\frac{vp\alpha}{\alpha^2 l^2 + v^2 t^2 + 2\alpha lvt}$$

Confrontando le due derivate risulta:

$$\frac{1}{\alpha l^2} > \frac{\alpha}{\alpha^2 l^2 + v^2 t^2 + 2\alpha lvt}$$

, in quanto:

$$\alpha l^2 < \alpha l^2 + \frac{v^2 t^2}{\alpha} + 2lvt$$

con v , t , α , l definiti positivi. Ne segue che:

$$\left| \frac{dr'_h}{d\alpha} \right| > \left| \frac{dr'_{h,c}}{d\alpha} \right|$$

Il significato di tale relazione è che, all'aumentare della distanza, il rendimento orario comprensivo di tempi di carico e scarico diminuisce più lentamente di quello che si avrebbe senza considerarli, in quanto compensato dalla riduzione dell'impatto di tali tempi su quelli globali. Ciò conferma come il rendimento orario sia in grado di apprezzare tale differenza al variare della lunghezza del viaggio, distorsione che invece sfugge completamente ad una valorizzazione chilometrica del rendimento la quale, per definizione, non riesce a cogliere quelle fonti di costo che si manifestano a mezzo fermo. Sebbene infatti in questa dimostrazione si sia considerata solo la variabile più semplice, e cioè quella, approssimabile come costante per tutte le tratte, di carico e scarico, il calcolo dei tempi di viaggio complessivi deve tener conto anche di altri fattori, quali le pause obbligatorie e quelle notturne, le quali a loro volta dipendono dalla durata del viaggio e non direttamente dalla distanza percorsa.

Rispetto alla versione semplificata proposta in pseudocodice, quella effettivamente implementata applica ulteriori vincoli e controlli mirati a ridurre i calcoli richiesti e la memoria allocata, andando a scartare preventivamente soluzioni ritenute non ammissibili o non interessanti. Per completezza di esposizione, tali vincoli aggiuntivi sono i seguenti:

- a. Si sono considerati soltanto viaggi con margine positivo. Tale vincolo è imposto al passaggio 3 di *VISITA_NODO*, condizionando l'ammissibilità del viaggio individuato. Benché come descritto nel Capitolo 2 una quota di viaggi in perdita sia in certi frangenti ritenuta accettabile, in questa sede non si è ritenuto di interesse includerli. La loro esclusione è anche motivata da un approccio cautelativo sulla stima dei margini, per cui il costo reale potrebbe risultare in pratica più pesante di quello preventivamente ritenuto accettabile. D'altra parte, ci si attende che la capacità della flotta sia saturabile senza dover ricorrere a viaggi in perdita, che finirebbero per rappresentare uno spreco di memoria. Infine, nell'attuale definizione del problema la loro inclusione sarebbe a tutti gli effetti priva di alcuna utilità, in quanto è evidente come, in un modello mirato alla massimizzazione del valore, oggetti a valore negativo non sarebbero stati mai selezionati.
- b. Si sono considerati soltanto viaggi dalla durata di al massimo 61 ore. Tale vincolo viene imposto al passaggio 8 di *VISITA_NODO*, condizionando la chiamata della ricorsione successiva. Tale scelta è riferita all'orario di lavoro teorico massimo settimanale dei conducenti di 61 ore, secondo le normative vigenti (CCNL per l'autotrasporto merci e logistica, art. 11-bis, relativo al personale viaggiante impiegato in mansioni discontinue). Un superamento di tale soglia implicherebbe innanzitutto un incremento dei parametri di

retribuzione degli autisti per le ore straordinarie lavorate, rendendo ancora più difficoltoso il conseguimento di un margine positivo. Soprattutto, tuttavia, un orario di lavoro settimanale eccessivamente pesante risulterebbe troppo stressante per gli autisti stessi, potenzialmente compromettendone le prestazioni e mettendone a rischio la sicurezza.

- c. Si sono considerati soltanto viaggi dalla durata di almeno 11 ore. Tale vincolo è imposto al passaggio 3 di *VISITA_NODO*, condizionando l'ammissibilità del viaggio individuato. Tale scelta è motivata dal fatto che l'obiettivo della ricerca è quello di saturare la capacità settimanale delle bisarche compilando viaggi non banali da programmare. Il vincolo mira inoltre a non frammentare eccessivamente lo spazio delle soluzioni, riducendo il numero di scenari da simulare ed evitando di compromettere la fattibilità dei viaggi più complessi assorbendone i volumi. Viaggi più brevi, effettuabili entro una giornata lavorativa, possono essere più utilmente pianificati sul momento, così da saturare i vuoti che si venissero a creare. La specifica soglia minima scelta mira proprio a escludere quei viaggi che fossero teoricamente completabili entro l'orario lavorativo di una sola giornata, fissato in azienda a 10.8 ore in rispetto delle normative vigenti.
- d. Si sono considerati soltanto viaggi composti al massimo da 7 spostamenti concatenati, tratti a vuoto compresi; oppure, il che equivalente, tali da interessare al più 8 punti di carico o scarico. Tale vincolo viene imposto al passaggio 8 di *VISITA_NODO*, condizionando la chiamata della ricorsione successiva. Si osservi che, nel computo dei punti di carico e scarico, eventuali piazzali visitati più volte vengono conteggiati una volta per ogni passaggio: ciò significa che, per citare l'esempio più chiaro, il nodo di origine viene sempre considerato due volte, uno alla partenza ed uno al termine del viaggio. Tale scelta è motivata dal fatto che, a parità di durata, all'aumentare del numero di tratte contenute in un solo viaggio aumenta la variabilità dei tempi, nonché il rischio di accumulare ritardi nei punti di carico e scarico senza riuscire a recuperarli. È stato infatti osservato come, all'aumentare del numero di nodi toccati nel corso di un viaggio, le assunzioni fatte sui tempi di percorrenza, e di conseguenza sui costi generati, tendessero a dimostrarsi più ottimistiche rispetto ai dati dell'esperienza operativa quotidiana. Inoltre, viaggi troppo articolati potrebbero risultare eccessivamente complessi da applicare nella pratica, in quanto pongono vincoli molto stringenti sulle tempistiche delle disponibilità dei carichi, non sempre note con un anticipo ed un'affidabilità sufficienti a basarvi una pianificazione tanto rigida. Infine, un numero troppo alto di tratte consecutive potrebbe risultare eccessivamente stressante per il conducente, potenzialmente compromettendone la sicurezza e le prestazioni. Il valore specifico scelto è arbitrario, e mira a escludere viaggi la cui complessità vada al di là di quella realisticamente assegnabile nel corso delle normali attività aziendali.
- e. Si sono esclusi i viaggi che contenessero una o più sequenze di 3 tratte, all'interno delle quali la prima e la terza tratta fossero identiche fra loro. Tale

vincolo è imposto al passaggio 8 di *VISITA_NODO*, condizionando la chiamata della ricorsione successiva. Tale scelta ha lo scopo di depurare i viaggi risultanti da soluzioni banali in cui il mezzo facesse ripetutamente la spola fra due punti, eventualmente rientrando ogni volta vuoto. A titolo di esempio, vengono quindi evitati viaggi o parti di viaggio del tipo $A - B - A - B$; sebbene soluzioni simili, per la loro semplicità e convenienza, siano senz'altro abituali nella quotidianità operativa, in questa sede si è ritenuto che esse non fornissero spunti sufficientemente interessanti rispetto ad altre. Si osservi come invece segmenti del tipo $A - B - A - C$ risultino accettabili secondo il criterio appena definito.

- f. Si sono preventivamente scartati i viaggi che raggiungessero un margine progressivo negativo oltre una certa soglia, fissata convenzionalmente a -350 €. Tale vincolo è imposto al passaggio 8 di *VISITA_NODO*, condizionando la chiamata della ricorsione successiva. Lo scopo è quello di risparmiare iterazioni su viaggi il cui margine parziale si ritenga ragionevolmente irrecuperabile anche con l'aggiunta di tratte ulteriori, anche considerando che tale aggiunta è a sua volta limitata dal vincolo (c). Il valore scelto è riferito alla redditività tipica delle tratte e dei viaggi risultanti (cfr. Tabelle A.1, A.2 e A.3).

Nessun controllo viene invece eseguito in *VISITA_UNIT*, in quanto si dà per scontato che al primo passaggio tutti i vincoli siano in ogni caso rispettati.

Si osservi che il modello è robusto rispetto alla presenza di tratte duplicate, ovvero tali per cui sia il punto di partenza che quello di arrivo sono uguali: l'algoritmo li considera come due archi distinti, da utilizzare indipendentemente nella costituzione dei viaggi. Ciò permette di includere nel sistema anche tratte concorrenti per conto di clienti diversi, in modo da evidenziare la convenienza di uno piuttosto che di un altro. Si ricordi comunque che, per quanto riguarda le gare indette da produttori non appartenenti al gruppo, esse si svolgono solitamente con meccanismi d'asta tradizionali, che non sono supportati dal modello: in tal caso l'inclusione delle rispettive tratte è sempre possibile, ma a patto di fissarne delle tariffe ipotetiche. D'altra parte, anche tratte che facessero già stabilmente parte del network possono essere incluse nel processo di selezione, ma il loro inserimento non può, nella corrente implementazione, essere forzato. Ulteriori considerazioni su questi aspetti saranno sviluppate nel paragrafo 4.

Un altro caso notevole che è bene sottolineare è quello dei viaggi che transitino per più unità operative. Come si può evincere da una veloce lettura dell'algoritmo, questi viaggi vengono individuati tante volte quante sono le unità interessate, ogni volta con un diverso punto di origine. Tale ridondanza non crea però problemi in fase di assegnazione, in quanto i vincoli di disponibilità incrociati fanno sì che questi viaggi duplicati siano trattati dall'algoritmo di caricamento come se fossero a tutti gli effetti uno soltanto. Sarebbe teoricamente possibile eliminare queste ripetizioni, unificando i viaggi duplicati ed implementando un sistema di etichettatura più sofisticato in grado di supportare questi casi di compatibilità multipla; in pratica, però, una simile soluzione avrebbe richiesto una quantità di controlli tale da

compromettere il risparmio di tempo proveniente dall'eliminazione della ridondanza e senza apportare alcun miglioramento dal punto di vista dei risultati,

3.5 Assegnazione viaggi

Il problema oggetto di tesi è modellato, in questa sua ultima fase, come un problema di caricamento e assegnazione. Si sono considerati i viaggi come oggetti da caricare; i mezzi della flotta, come contenitori; il margine, come valore dell'oggetto; il tempo di viaggio come peso. Il vincolo di capacità è stato definito, per ciascun mezzo, come pari all'orario di lavoro massimo settimanale. Più nello specifico, si è deciso di implementare il problema come uno di caricamento multiplo e assegnazione con vincoli di compatibilità, in accordo alla definizione di Dawande *et al.* (2000). Sia i viaggi che le bisarche sono stati dunque associati alla propria unità operativa di partenza, definendo così classi distinte. L'appartenenza ad una classe piuttosto che a un'altra va a costituire un vincolo di compatibilità fra bisarche e viaggi, il quale impone che ogni viaggio possa essere assegnato esclusivamente a bisarche che presentino il primo nodo della sequenza come propria unità operativa.



Figura 3.6 – Fase di assegnazione dei viaggi

Opzioni alternative avrebbero potuto essere quella di considerare la capacità complessiva della flotta, riconducendosi ad un problema dello zaino semplice, oppure di ragionare per unità operative. Tali ipotesi sono state scartate in quanto si è ritenuto che avrebbero portato a risultati meno significativi di quelli raggiungibili con l'approccio finale scelto. La prima opzione avrebbe ridotto fortemente la complessità del problema, al costo però di non poterne apprezzare alcune variabili rilevanti: a titolo di esempio, per citare la distorsione forse più rilevante, la selezione delle tratte sarebbe avvenuta indiscriminatamente rispetto alle unità operative, al rischio di sacrificarne alcune a vantaggio di altre. Eventuali accorgimenti correttivi, come ad esempio l'imposizione di un numero di viaggi minimo per ciascuna di esse, avrebbero alleviato il problema a scapito però della bontà dei risultati. Un'implementazione che considerasse ciascuna unità operativa come un contenitore avrebbe certamente offerto una rappresentazione del problema più significativa, ma di fatto, essendo comunque modellato come un problema di caricamento e assegnazione con vincoli di capacità, la riduzione in complessità non sarebbe stata sufficiente a giustificare i compromessi sulla bontà dei risultati.

Si fa presente che, contrariamente a quanto fatto per gli elementi del grafo, non è stata definita una struttura dati specifica dedicata alla rappresentazione delle bisarche: essendone gli unici elementi di interesse il codice dell'unità di appartenenza e la capacità, quest'ultima peraltro identica per tutta la flotta, nonché per considerazioni di convenienza a livello algoritmico e di implementazione, si è ritenuto infatti preferibile appoggiarsi a strutture generiche più semplici e maneggevoli.

Come anticipato nel Capitolo 1, l'implementazione diretta degli algoritmi classici non sarebbe in questo caso possibile, a causa dei vincoli incrociati sulle disponibilità dei viaggi, delle singole tratte e delle risorse stesse. L'istanziamento di un viaggio implica infatti quella di tutte le tratte in esso contenuto, la quale a sua volta determina un decremento delle disponibilità dei viaggi in cui esse comparissero come colli di bottiglia. Una procedura di aggiornamento delle disponibilità è stata per questo inclusa nell'algoritmo di assegnazione, e richiamata per ogni istanziamento di un viaggio.

Si evidenzia come, in linea con la letteratura preesistente, il problema sia stato ricondotto al caso binario. Tale adattamento è stato effettuato semplicemente duplicando ciascun viaggio j un numero di volte pari alla sua disponibilità b_j , che si ricorderà essere stata memorizzata in fase di costruzione del viaggio stesso, e quindi considerando ciascuna delle entità risultanti come indipendente rispetto alle proprie simili. Come già accennato nel paragrafo 1.4.2, tale accorgimento semplifica lo sviluppo degli algoritmi di caricamento senza pregiudicarne in alcun modo i risultati.

La logica scelta per la risoluzione del problema multizaino è quella di enumerazione implicita. Benché questa scelta implichi due diverse risoluzioni del problema per ogni nodo esplorato, si è ritenuta eccessiva la complessità di una struttura a programmazione dinamica che tenesse conto non solo di un elevato numero di contenitori, ma anche delle diverse classi di questi. Non può essere un caso, infatti, che tutta la letteratura esaminata sull'argomento si sia concentrata sull'individuazione di metodi di risoluzione euristici i più efficienti ed efficaci possibile; la scarsa applicabilità dei metodi di programmazione dinamica a questo tipo di problemi è altresì esplicitamente rilevata da alcuni autori. In questa sede si adotteranno le proposte di Martello e Toth (1990) e quelle di Dawande *et al.* (2000) già descritte nel paragrafo 1.5.1. In particolare, come già anticipato in tale paragrafo, si utilizzeranno: per ricavare un limite superiore al valore ottimo, un rilassamento surrogato secondo la definizione dei primi, trattato però secondo una logica *greedy* (*MKAR_SURROGATO_VINCOLATO*); per la stima di una soluzione ammissibile, un'euristica *greedy* basata su quella avanzata dai secondi (*MKAR_GREEDY_VINCOLATO*). In pratica quindi, il metodo di risoluzione del problema di caricamento e assegnazione può essere descritto come una generalizzazione in ambito *branch-and-bound* dell'euristica *GREEDY_MKAR* di Dawande *et al.* La scelta particolare di questo approccio rispetto ad altri sarà motivata più dettagliatamente nell'appendice alla descrizione del modello, posizionata nel paragrafo 3.5.2. Una visualizzazione sintetica dello schema generale dell'algoritmo è raffigurata in Figura 3.7.

Segue una più dettagliata descrizione dei metodi di risoluzione adottati. Come sempre, le versioni degli algoritmi presentate sono state semplificate quanto possibile senza comprometterne le dinamiche fondamentali, in modo da agevolarne la lettura rispetto al codice effettivamente implementato. Nello svolgimento delle diverse funzioni è stato mantenuto implicito quali variabili vengano trasferite ed aggiornate da una procedura all'altra e quali invece abbiano una visibilità solo locale, ritenendo che certe ambiguità a livello prettamente implementativo fossero preferibili ad un ulteriore appesantimento della notazione; per motivi analoghi, in alcuni passaggi il linguaggio tradizionale della

programmazione è stato sottoposto a leggere forzature, confidando che il lettore sia in grado di coglierne comunque il significato ed apprezzarne la maggiore snellezza di rappresentazione.

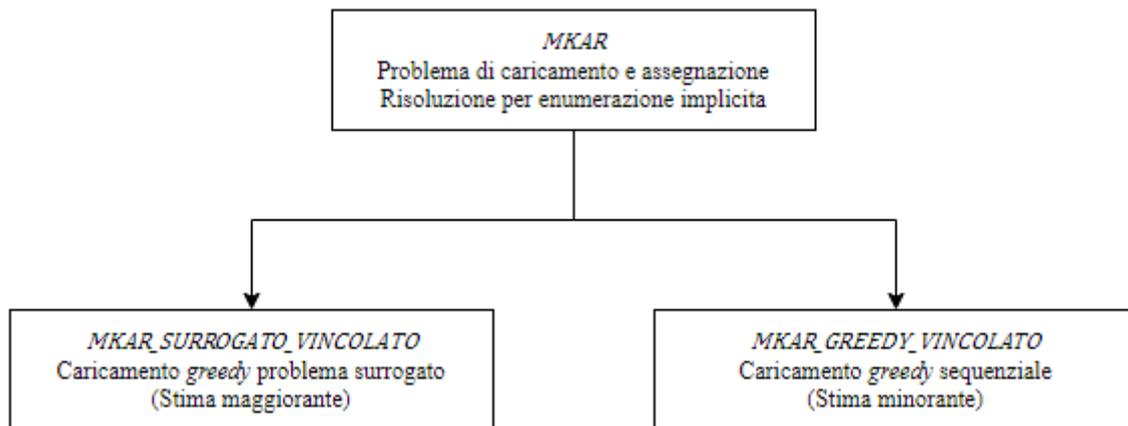


Figura 3.7 – Schema generale del problema di caricamento e assegnazione

3.5.1 Implementazione

Il primo algoritmo esposto è quello di livello più alto, che struttura la risoluzione del problema generale costruendone l'albero di enumerazione implicita principale secondo la descrizione di Pappalardo e Passacantando (2014). Tutti gli algoritmi successivi verranno richiamati da questo come sottoprocedure annidate. Per comodità nel seguito ci si riferirà agli oggetti come a viaggi, ai contenitori come mezzi e alle classi come unità operative, senza per questo ridurre la generalità del problema teorico. Una possibile esposizione in pseudocodice è la seguente:

INIZIALIZZAZIONE_MKAR

1. *Ordina i viaggi per rendimento decrescente*
2. *Poni $C = \alpha \cdot \sum_{i \in M} C_i$, $0 < \alpha \leq 1$*
3. *Poni c , euristica = 0, $x_j, y_j, y_j^* = NULL \forall j \in N$, $b'_k = b_k \forall k \in T$, $j = 0$*
4. *Richiama MKAR sul primo viaggio*

MKAR

1. *Calcola stima maggiorante MKAR_SURROGATO_VINCOLATO*
2. *Se stima maggiorante < euristica:*
3. *| Chiudi nodo*
4. *Calcola stima minorante MKAR_GREEDY_VINCOLATO*
5. *Se stima minorante > euristica:*
6. *| euristica = stima minorante*
7. *| $y_j^* = y_j \forall j \in N$*

8. | $j_{um} = j$
9. | *Se i vincoli progressivi non vengono rispettati:*
10. | *Chiudi nodo*
11. | $j = j + 1$
12. | $x_j = 0$
13. | *Richiama MKAR escludendo il $j - \text{esimo}$ viaggio*
14. | *Se $c + c_j \leq C$:*
15. | *VERIFICA_DISPONIBILITÀ(j)*
16. | *Se esaurito = 0*
17. | | $x_j = 1$
18. | | $c = c + c_j$
19. | | *DECREMENTA_DISPONIBILITÀ(j)*
20. | | *Richiama MKAR includendo il viaggio j*
21. | | *INCREMENTA_DISPONIBILITÀ(j)*
22. | | $c = c - c_j$
23. | $x_j = \text{NULL}$
24. | $j = j - 1$

VERIFICA_DISPONIBILITÀ

1. | *Poni esaurito = 0, $b_k'' = b_k' \forall k \in T$*
2. | *Ripeti per ciascuna tratta k del viaggio j , finché esaurito = 0:*
3. | | $b_k'' = b_k'' - 1$
4. | | *Se $b_k'' < 1$:*
5. | | | esaurito = 1

DECREMENTA_DISPONIBILITÀ

1. | *Per ogni tratta k del viaggio:*
2. | | $b_k' = b_k' - 1$

INCREMENTA_DISPONIBILITÀ

1. | *Per ogni tratta k del viaggio:*
2. | | $b_k' = b_k' + 1$

La prima operazione effettuata in *INIZIALIZZAZIONE_MKAR* è l'ordinamento dei viaggi per rendimento decrescente, indispensabile a garantire una buona convergenza verso risultati ottimali. Nell'implementazione, questo ordinamento viene in realtà effettuato una volta soltanto a monte del lancio di tutto il processo di caricamento e assegnazione; tuttavia, lo si

è riportato qui così, come nelle procedure seguenti, per evitare ambiguità nella lettura dei singoli algoritmi e renderli logicamente indipendenti ai fini dell'esposizione.

La capacità inizializzata al passaggio 2 è stata calcolata come una frazione di quella surrogata: nelle soluzioni ottenute, infatti, la capacità effettivamente occupata è risultata molto inferiore a quella teorica totale, per cui quest'ultima avrebbe costituito un vincolo troppo largo per essere utile. Per istanze del problema con una diversa conformazione dei dati, come ad esempio una maggior disponibilità di viaggi rispetto al numero di mezzi, potrebbe essere invece più opportuno fissare il parametro α come unitario.

Al passaggio 3 si introduce una nuova rappresentazione per le variabili di assegnazione x_j , che non saranno più strettamente binarie ma prevederanno anche uno stato iniziale indefinito indicato con *NULL*. Tale aggiunta si è resa necessaria per distinguere gli oggetti esclusi nell'esplorazione dell'albero delle decisioni, cui verrà attribuito il valore $x_j = 0$, da quelli semplicemente non ancora trattati. Allo stesso passaggio, le variabili y_j verranno utilizzate per memorizzare i mezzi associati a ciascun viaggio nella soluzione ottimale. Si osservi infatti come a livello di *MKAR* ci si limiti a stabilire quali viaggi vengano inclusi e quali esclusi, e non venga presa alcuna decisione a riguardo della specifica assegnazione dei primi ai rispettivi zaini: tale aspetto, con tutte le valutazioni relative ai vincoli di compatibilità delle unità operative, viene delegato esclusivamente all'euristica *MKAR_GREEDY_VINCOLATO*. In questa sede si è inoltre definito T , mai utilizzato in precedenza, come l'insieme delle tratte; si ricorda infine che con la lettera b si intendono le disponibilità degli oggetti di un generico problema di caricamento. Si noti come l'algoritmo non lavori direttamente sulle disponibilità delle tratte, che vengono mantenute in memoria come dato caratterizzante delle stesse, ma si appoggi ad un vettore parallelo di utilità. Lo scopo è quello di poter modificare liberamente i dati senza inquinarli a livello di base dati: una sostituzione analoga verrà effettuata anche dalle sottoprocedure di *MKAR*, allo scopo di non generare sovrascritture indesiderate. Variabili di appoggio di questo tipo saranno anche nel seguito segnalate per mezzo di un apice.

Dopo aver lanciato la ricorsione sul primo viaggio, ai passaggi 1-6 di *MKAR* vengono calcolate le soluzioni minorante e maggiorante tipiche della logica *branch-and-bound*, nonché effettuate le relative valutazioni sulla terminabilità del nodo in esame. Come anticipato, la stima maggiorante ricavata al passaggio 1 risulta dal rilassamento surrogato del problema, mentre la soluzione ammissibile ricercata al passaggio 4 si appoggia ad un algoritmo di caricamento *greedy*; a breve la trattazione entrerà meglio nel dettaglio del funzionamento di entrambi. Si pone in evidenza come, rispetto alla versione classica del metodo *branch-and-bound*, al passaggio 2 venga imposta una condizione di minoranza stretta: ciò è dovuto al fatto che, a causa della scarsità di viaggi disponibili, non è raro che euristica minorante e maggiorante finiscano per coincidere. Inoltre, la seconda tende ad avere un andamento incostante a seconda dei vincoli incrociati imposti, e non è escluso che con ulteriori esplorazioni dell'albero e l'esclusione forzata di alcuni viaggi essa torni a salire: per questi motivi, si è preferito optare per una condizione di chiusura più stringente.

Ai passaggi 6-7 vengono memorizzati rispettivamente il valore totale della soluzione elaborata euristica ed il corrispondente vettore delle assegnazioni, qualora essi rappresentassero il miglior risultato individuato fino a quel momento. Le variabili y_j salvate al passaggio 7 vengono anch'esse modificate dallo stimatore euristico, come si vedrà successivamente.

La variabile j_{max} aggiornata al passaggio 8 è in appoggio ad uno dei vincoli progressivi citati al passaggio 9. L'infrazione di uno qualsiasi di tali vincoli è condizione sufficiente alla terminazione del nodo. Ne sono stati valutati di quattro tipi:

- a. Limite di profondità assoluto. Esso consiste nell'imposizione di un valore massimo assoluto j_{pa} per la variabile j , la quale corrisponde ad un livello di profondità dell'albero di ricerca e rappresenta il numero di oggetti processati fino al momento del controllo. Evidentemente sarà $j_{pa} \leq N$; nell'implementazione definitiva, tuttavia, è stato possibile rimuovere questo vincolo, in quanto le prestazioni si sono rivelate comunque soddisfacenti anche dal punto di vista computazionale e in particolare da quello del tempo di calcolo.
- b. Limite di profondità relativo – Ultimo miglioramento. Si tratta di un limite analogo a quello precedente, ma non fissato ad un valore assoluto bensì dipendente dalla storia dell'esplorazione di un determinato ramo dell'albero. In particolare, esso fa riferimento al numero di livelli attraversati senza che si sia osservato un miglioramento nel valore dell'euristica. Tale limite superiore può essere quindi definito come la differenza $j_{max} = j - j_{um}$, con j_{um} aggiornato all'ultimo livello a cui si sia verificato un miglioramento. Anche in questo caso sarà $j_{max} \leq N$. La soglia effettivamente implementata è stata imposta a $j_{max} = 200$.
- c. Limite di profondità relativo – Ultimo aggiornamento. Si tratta di una declinazione leggermente meno stringente del vincolo precedente, che prende l'ultimo livello in cui la stima inferiore è stata almeno pari all'euristica migliore. Per brevità nello pseudocodice questa condizione è stata tralasciata, ma la sua implementazione è del tutto analoga alla precedente. Nell'implementazione, questo limite è stato posto a $j_{max} = 20$.
- d. Livello minimo di stima inferiore. Mira a chiudere preventivamente i nodi in cui la stima inferiore risultasse troppo distante in termini percentuali dall'euristica migliore, anche se il risultato del rilassamento soddisfacesse la condizione al passaggio 2. L'utilità di un vincolo di questo tipo è rafforzata dalla compresenza dei vincoli a e b , per cui è ragionevole supporre che difficilmente grandi differenze fra il risultato attuale e quello ottimale possano essere colmate in un numero limitato di passaggi. Tuttavia, è bene tenere presente come questo vincolo, così come il vincolo c , rappresenti una forzatura delle logiche di enumerazione implicita, e debba quindi essere utilizzato con cautela. Nell'implementazione definitiva è stato possibile rimuovere questo tipo di vincolo in quanto, come sarà precisato poco più

avanti nel presente paragrafo, le prestazioni si sono rivelate comunque soddisfacenti anche dal punto di vista del tempo computazionale.

I valori specifici sono stati definiti empiricamente, nel corso di svariate iterazioni del programma. È chiaro infatti come l'esecuzione non sia condizionata in modo indipendente da ciascun vincolo, ma essi vengano a interagire l'uno con l'altro in modi non prevedibili. L'insieme dei parametri scelti è quello che, a parità di dati in ingresso e degli algoritmi implementati, ha permesso di ottenere le migliori prestazioni in termini di risultati e di tempo di calcolo.

Per i problemi di maggiore dimensione, l'inclusione di questa serie di condizioni aggiuntive è necessaria a rendere il numero di operazioni computazionalmente sostenibile. Per istanze meno onerose, invece, esse possono essere senz'altro rilassate o rimosse.

Il contatore incrementato al passaggio 11 implementa una logica iterativa all'interno di quella ricorsiva, permettendole di scorrere ordinatamente il vettore dei viaggi.

La bipartizione dell'albero avviene rispettivamente al passaggio 13 nel caso esclusivo, e al passaggio 20 in quello inclusivo, in base ai valori attribuiti alla variabile x_j nei passaggi immediatamente precedenti. Mentre il primo può avvenire direttamente, senza cioè controlli ulteriori a quelli sulla eventuale chiusura del nodo, il secondo è condizionato a vincoli più sofisticati, elaborati ai passaggi 14-16.

Il controllo eseguito al passaggio 14 mira a evitare di istanziare nodi ai quali non corrisponderebbe in ogni caso una soluzione ammissibile, ossia tali da superare una determinata frazione della capacità teorica della flotta: si tratta di un vincolo approssimativo, ma ritenuto comunque utile a risparmiare iterazioni sterili. Inoltre, come si vedrà, permetterà di gestire più agevolmente gli inserimenti nel problema surrogato. Se questo primo controllo viene superato, quello implementato al passaggio 15 passa a verificare che tutte le tratte componenti il viaggio, e quindi il viaggio stesso, siano ancora disponibili. Tale controllo viene effettuato richiamando la sottoprocedura *VERIFICA_DISPONIBILITÀ*, che pone la variabile binaria *esaurito* a 0 nel caso in cui il viaggio sia ancora disponibile per il caricamento, e ad 1 altrimenti. La procedura scorre le tratte componenti il viaggio in esame, interrompendosi non appena ne incontra una priva di disponibilità residue. Benché molto semplice, questa procedura è stata modellata separatamente in modo da poter essere più rapidamente implementata anche negli algoritmi successivi.

Soddisfatto anche questo secondo livello di esame, al passaggio 20 viene infine istanziato il secondo ramo dell'albero. Il caricamento del viaggio determina al passaggio 19 un decremento delle disponibilità di tutte le sue tratte componenti, disponibilità che verranno ripristinate al passaggio 21 dopo aver chiuso la ricorsione in modo da essere riutilizzabili in altri rami dell'albero di ricerca. Analogamente, ai passaggi 18 e 22 vengono gestite le variazioni di capacità occupata. Sia il decremento che l'incremento delle disponibilità teoriche dei viaggi sono stati delegati a semplici funzioni di utilità, indicate come *DECREMENTA_DISPONIBILITÀ* e *INCREMENTA_DISPONIBILITÀ* rispettivamente, in modo da semplificare la leggibilità degli algoritmi che ne fanno uso. Si osservi che il

decremento è unitario per ogni tratta della sequenza: ciò significa che nella rara eventualità in cui una tratta vi comparisse più volte, la sua disponibilità verrebbe decrementata di una quantità pari al numero di comparizioni. Concludendo la ricorsione, ai passaggi 23-24 viene effettuato il ripristino del contatore e dello stato di assegnazione dei viaggi, entrambi effettuati indipendentemente dalle condizioni precedenti.

Al secondo livello si trovano le due euristiche, maggiorante e minorante, richiamate dall'algorithmo-padre *MKAR* rispettivamente ai passaggi 1 e 4. Come anticipato, essi si basano rispettivamente sul rilassamento surrogato del problema (Martello, Toth 1990), approcciato però con una logica *greedy*, e su un caricamento sequenziale anch'esso *greedy* (Dawande *et al.* 2000). Rispetto alle versioni teoriche di questi algoritmi, nel caso in esame essi dipendono dalle decisioni prese ai livelli superiori, e per questo occorre prestare particolare attenzione agli stati di assegnazione dei vari viaggi. Per una questione di compattezza e completezza si riporta anche lo pseudocodice del rilassamento *MKAR_SURROGATO_VINCOLATO*, sebbene esso ricalchi essenzialmente quello già presentato nel paragrafo 1.4.2 con la procedura *CARICAMENTO_GREEDY* ripresa da Pappalardo e Passacantando (2014).

MKAR_SURROGATO_VINCOLATO

1. *Ordina i viaggi per rendimento decrescente*
2. *Poni $a = 0, c = 0, j = 1, C = \sum_{i \in M} C_i, b'_k = b_k \forall k \in T$*
3. *Ripeti finché $j \leq N$:*
4. *| Se $x_j \neq 0 \wedge c + c_j \leq C$:*
5. *|| VERIFICA_DISPONIBILITÀ_SEMPLIFICATO(j)*
6. *|| Se esaurito = 0:*
7. *||| $c = c + c_j$*
8. *||| $a = a + a_j$*
9. *||| DECREMENTA_DISPONIBILITÀ(j)*
10. *| $j = j + 1$*

VERIFICA_DISPONIBILITÀ_SEMPLIFICATO

1. *Poni esaurito = 0*
2. *Ripeti per ciascuna tratta k del viaggio j , finché esaurito = 0:*
3. *| Se $b_k < 1$:*
4. *|| esaurito = 1*

Tutte le variabili dichiarate in questa sede sono da considerarsi come esclusivamente locali, ed eventuali omonimie con analoghi valori utilizzati a livelli differenti sono dovute a scelte di mera leggibilità. Notazioni identiche saranno ripetute anche negli algoritmi successivi, senza però porle nuovamente in evidenza.

Come anticipato, l'algoritmo utilizzato si discosta solo leggermente dalla versione classica del caricamento *greedy* singolo. La differenza più rilevante si trova nel controllo, effettuato al passaggio 4, dello stato di assegnazione del viaggio, il quale, come illustrato poco sopra, viene fissato nel corso dell'esplorazione dell'albero condotta in *MKAR*. L'algoritmo procederà infatti ad inserire, nel rispetto del vincolo di capacità, tutti e soli gli oggetti che non siano stati fissati come esclusi, ossia quelli già assegnati oppure non ancora trattati a livello superiore.

A riguardo di questo passaggio di controllo si osservi come, a livello teorico, una condizione così espressa potrebbe apparire esposta ad un potenziale rischio metodologico: si consideri infatti il caso in cui il j -esimo oggetto, pur essendo stato fissato come incluso in *MKAR*, si trovi ad infrangere il vincolo di capacità e quindi a non essere considerato dal rilassamento surrogato, in eclatante contraddizione con il problema originario del quale risulterebbe essere uno stimatore distorto. Tale eventualità è però prevenuta dal vincolo posto al passaggio 13 di *MKAR* stesso, e dal fatto che entrambi gli algoritmi processano i viaggi nello stesso ordine. Sia infatti il j -esimo oggetto processato da *MKAR* fissato come incluso nella soluzione: condizione necessaria al suo inserimento è che esso abbia rispettato il vincolo di capacità globale, definito come una versione pari o più stringente del corrispettivo surrogato. Ma dato che tutti i vincoli sulle inclusioni e sulle esclusioni imposti da *MKAR* vengono trasferiti a *MKAR_SURROGATO_VINCOLATO*, quest'ultimo, giunto a gestire il j -esimo oggetto, avrà necessariamente applicato ai primi $j - 1$ oggetti le stesse decisioni effettuate al livello superiore, e disporrà quindi di una capacità residua esattamente pari a quella del problema padre quando esso si era trovato a valutare l'inserimento dello stesso oggetto. Di conseguenza, il vincolo di capacità interverrà di fatto a bloccare un inserimento soltanto nei casi in cui risulterà $x_j = NULL$, implicando per definizione lo stato $x_j = 1$ il suo rispetto.

Si osservi inoltre che, essendo la progressione del caricamento *greedy* semplicemente lineare e iterativa, a questo livello non è in questo caso necessario registrare l'inserimento o meno degli oggetti.

Ulteriori differenze rispetto all'algoritmo classico sono quelle legate alla verifica della disponibilità delle tratte componenti il viaggio, e al decremento delle stesse, operazioni effettuate rispettivamente ai passaggi 5-6 e 9. La seconda segue le stesse logiche dei passaggi analoghi già descritti in *MKAR*, mentre la prima compare in una versione leggermente più rapida. Teoricamente questa versione ammetterebbe, in casi eccezionali, di ottenere disponibilità negative ed assegnare quindi viaggi in realtà esauriti: tuttavia, anche grazie ai vincoli imposti in fase di composizione sulle sequenze e sulle durate, nei risultati tale fenomeno non è mai stato osservato. Si è quindi preferito snellire leggermente la procedura, almeno nella sua versione rilassata, in modo da risparmiare tempo di calcolo.

Definita la procedura di stima maggiorante, si presenterà adesso il funzionamento, strutturalmente non dissimile, di quella minorante. Come già menzionato, l'approccio utilizzato è ispirato al caricamento sequenziale *greedy* proposto da Dawande *et al.* (2000). Nonostante la sua semplicità, tale funzione rappresenta di fatto il cuore dell'intero sistema.

MKAR_GREEDY_VINCOLATO

1. *Ordina i viaggi per rendimento decrescente*
2. *Poni $a = 0, c_i = 0 \forall i \in M, y_j = NULL \forall j \in N, b'_k = b_k \forall k \in T$*
3. *Per ogni viaggio j :*
4. | *Se $x_j \neq 0$:*
5. || *VERIFICA_DISPONIBILITÀ(j)*
6. || *Se esaurito = 0:*
7. ||| *Per ogni mezzo i , finché $y_j = NULL$:*
8. |||| *Se $u_i = u_j \wedge c_i + c_j \leq C_i$*
9. |||| *$a = a + a_j$*
10. |||| *$c_i = c_i + c_j$*
11. |||| *$y_j = i$*
12. |||| *DECREMENTA_DISPONIBILITÀ(j)*
13. |||| *Altrimenti se $i = M \wedge x_j = 1 \wedge y_j = NULL$:*
14. |||| *$a = 0$*
15. |||| *Termina procedura*

L'algoritmo scorre il vettore dei viaggi, passando quindi in rassegna, per ciascuno di essi, l'elenco dei mezzi. Per ciascun mezzo i sono definiti l'unità operativa u_i di appartenenza e il peso progressivo c_i dei viaggi ad esso assegnati.

Al passaggio 4 viene effettuato il consueto controllo sullo stato di assegnazione del viaggio fissato in *MKAR*: l'inserimento del viaggio i -esimo verrà valutato soltanto se esso non è stato escluso a livello superiore.

Segue ai passaggi 5-6 il controllo sull'effettiva disponibilità delle tratte componenti il viaggio, che se superato attiva il ciclo di scorrimento dei mezzi candidati per il caricamento, richiamato al passaggio 7. Tale ciclo procede finché il viaggio non viene assegnato ad un mezzo, o fino ad averli esaminati tutti.

Il primo caso è gestito ai passaggi 8-12 allo stesso modo di quanto fatto nei casi analoghi trattati precedentemente, e condizionato però stavolta non soltanto alla disponibilità di una capacità residua sufficiente, ma anche all'appartenenza alla stessa unità operativa. Rispetto a processi analoghi visti precedentemente spicca, al passaggio 11, la memorizzazione del codice del mezzo a cui il viaggio è stato appena assegnato. Si ricorderà che, nel caso in cui la soluzione individuata si riveli ottimale, il vettore delle assegnazioni così composto verrà passato a *MKAR* e memorizzato contestualmente al valore euristico totale.

Particolarmente delicato è però il secondo caso, che richiede una verifica di ammissibilità della soluzione. A differenza dei due algoritmi precedenti, infatti, nel caso di *MKAR_GREEDY_VINCOLATO* le condizioni imposte sulla ricorsione di *MKAR* non garantiscono, di per sé, l'ammissibilità del risultato dell'euristica. Il vincolo sulla capacità teorica residua, riferito al valore del problema surrogato e per questo, come dimostrato,

sufficiente a garantire la bontà della stima superiore, risulta nel caso inferiore troppo poco stringente per essere efficace. L'ammissibilità delle assegnazioni viene dunque verificata al passaggio 13: in particolare, la soluzione risulterà inammissibile se, dopo aver esaminato tutti i mezzi, ad un viaggio fissato come da assegnare non ne risulti associato alcuno. In tal caso, ai passaggi 14-15 il valore della soluzione viene azzerato e la procedura terminata, determinando, come si ricorderà, anche la chiusura del corrispondente nodo chiamante a livello *MKAR*: è infatti evidente come un'ulteriore esplorazione di tale ramo non possa portare ad alcuna nuova soluzione ammissibile.

Al fine di illustrare graficamente la logica di base dell'algoritmo, si consideri il diagramma di flusso in Figura 3.8

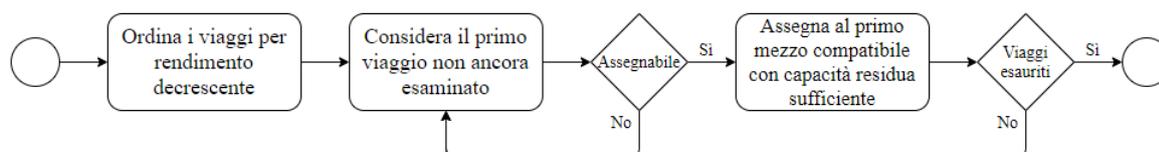


Figura 3.8 – Logica generale di *MKAR_GREEDY_VINCOLATO*

L'assegnabilità considerata nel primo nodo decisionale riassume tutti i vincoli relativi all'inclusione o esclusione del viaggio a livello di *MKAR*, alla disponibilità delle tratte componenti e alla presenza di almeno un mezzo compatibile con capacità residua disponibile. L'aggiornamento dei dati è stato per brevità lasciato implicito al nodo di assegnazione, mentre per semplicità si è tralasciato il caso di soluzione non ammissibile gestita ai passaggi 13-15 dello pseudocodice.

Per un esempio pratico, si consideri invece il sistema descritto dalle tabelle 3.2 e 3.3:

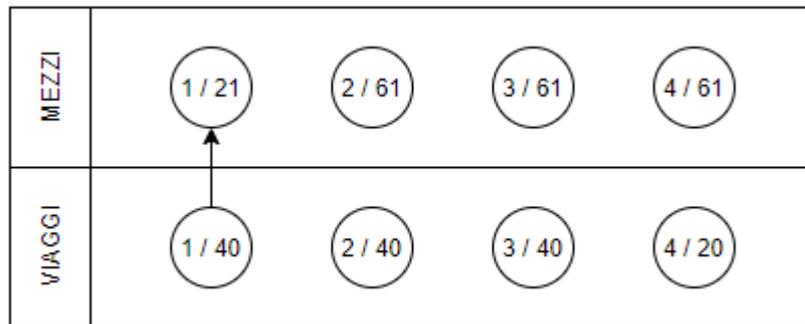
CODICE MEZZO	UNITÀ OPERATIVA	CAPACITÀ [h]
1	A	61
2	A	61
3	B	61
4	B	61

Tabella 3.2 – Esempio di flotta

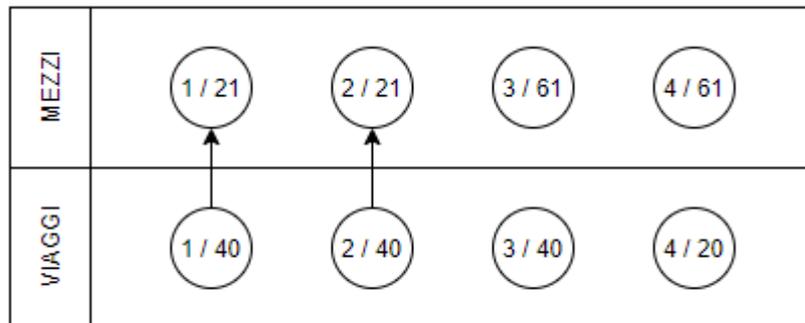
CODICE VIAGGIO	UNITÀ OPERATIVA	DURATA [h]
1	A	40
2	A	40
3	A	40
4	B	20

Tabella 3.3 – Esempio di viaggi

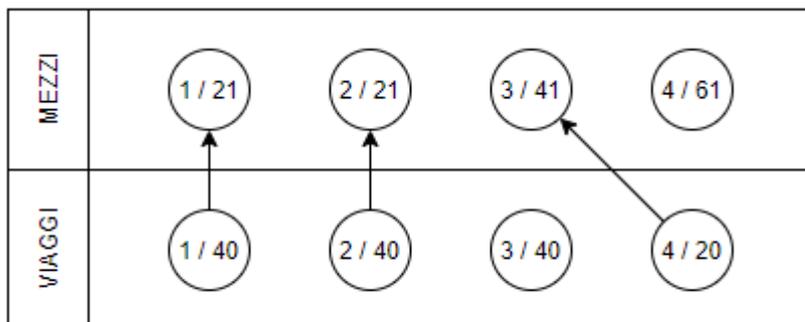
Siano i viaggi della Tabella 3.3 già ordinati per rendimento decrescente. Le assegnazioni procederanno come da Figura 3.9. Nella parte superiore di ciascun riquadro si sono rappresentati i mezzi, per ognuno dei quali è riportata la capacità residua; nella parte inferiore si trovano invece i viaggi, associati alle rispettive durate.



a.



b.



c.

Figura 3.9 – Logica di assegnazione *MKAR_GREEDY_VINCOLATO*

Nel riquadro (a) il primo viaggio viene assegnato al primo mezzo. Nel riquadro (b) il secondo viaggio, essendo la capacità residua del primo mezzo insufficiente, viene assegnato al mezzo successivo, e cioè il secondo. Il terzo viaggio non può più essere assegnato, in quanto entrambi i mezzi appartenenti all'unità A hanno una capacità residua inferiore alla sua durata. Infine, nel riquadro (c) il quarto viaggio viene assegnato al primo mezzo disponibile dell'unità B, e cioè il terzo. Essendo terminato lo scorrimento dei viaggi, il quarto mezzo resterà inoccupato.

Si tratta ovviamente di un caso estremamente semplificato, ma forse utile a rendere un'idea della dinamica di base in modo immediato e compatto.

3.5.2 Implementazioni alternative – Ulteriori considerazioni

Data la sua complessità, il problema si presta a diversi possibili approcci; ciò è vero a maggior ragione considerando come tali approcci siano fondamentalmente euristici, e quindi potenzialmente molto variabili non solo nell'efficienza computazionale, ma anche nella qualità dei risultati stessi. In preparazione e nel corso dello sviluppo del modello tali possibilità sono state tenute sempre presenti, e hanno portato anche a modifiche sostanziali del codice. Non è mai stata veramente in dubbio la struttura generale *branch-and-bound* del problema, che come già accennato nel paragrafo 3.5 sarebbe stato probabilmente intrattabile con un'implementazione per programmazione dinamica. Ciò su cui era possibile intervenire erano quindi le due euristiche di stima, superiore e inferiore.

Per quanto riguarda la prima, si era in un primo momento optato per una risoluzione esatta del problema surrogato, così come suggerito da Martello e Toth (1990). L'euristica attuale, infatti, non garantisce di per sé che il risultato ottenuto rappresenti effettivamente un limite superiore per il problema originale, garanzia che invece si sarebbe ottenuta mirando al valore massimo ottenibile. Lo stimatore era stato implementato e validato, ed interpretava un classico algoritmo di caricamento *branch-and-bound* le cui euristiche superiore ed inferiore erano rispettivamente il suo rilassamento continuo e il corrispettivo *greedy*. Tuttavia, un approccio di questo tipo si è presto rivelato antieconomico: in primo luogo, per il carico computazionale tale da costringere, paradossalmente, a porre più vincoli sul problema generale; in secondo luogo, per l'eccessiva larghezza delle stime superiori stesse, che difficilmente avrebbero fornito indicazioni utili per la chiusura dei nodi chiamanti. Si è quindi preferito estrapolare il caricamento *greedy* utilizzato come stima inferiore del problema surrogato, e reinterpretarlo come rilassamento esso stesso del problema generale. Di fatto, quindi, si è accettata sistematicamente la soluzione che sarebbe risultata al primo nodo dell'albero di enumerazione implicita del problema dello zaino surrogato. Sebbene come già detto una scelta simile non dia garanzie dal punto di vista teorico, nella pratica il rilassamento dei vincoli di capacità e la rimozione di quelli di compatibilità si sono rivelati più che sufficienti per l'ottenimento di stime maggioranti; in questo senso, ha probabilmente contribuito il parallelismo con l'euristica infine implementata, anch'essa mossa da logiche *greedy*. L'estrema semplicità e rapidità della nuova implementazione, infine, la hanno resa un eccellente compromesso fra efficienza ed efficacia.

Per quanto riguarda l'euristica per la ricerca di una soluzione ammissibile, i due approcci più promettenti erano quelli proposti da Dawande *et al.* (2000), e cioè quelli riportati rispettivamente sotto i nomi di *GREEDY_MKAR* e *SUCCESSIVE_KNAPSACKS*. In questo caso, le motivazioni alla base della scelta del primo a scapito del secondo sono di carattere strettamente computazionale. La risoluzione sequenziale esatta di M problemi di caricamento è infatti estremamente più onerosa dell'approccio *greedy*; complessità che veniva ulteriormente esacerbata da diverse difficoltà implementative a livello di programmazione, che hanno reso il sistema di algoritmi annidati dedicato particolarmente convoluto. Soprattutto, il carico computazionale di una simile implementazione costringeva a imporre vincoli molto rigidi a livello di enumerazione implicita, mirati a ridurre quanto più possibile il numero di iterazioni richieste. In effetti, il tempo richiesto dalla risoluzione di un

solo problema e i conseguenti vincoli che si sarebbero resi necessari avrebbero reso di per sé poco sensata un'implementazione iterativa. Si eviterà di riportare lo pseudocodice degli algoritmi utilizzati, in quanto una rappresentazione aderente risulterebbe forse eccessivamente complicata rispetto alla sua effettiva utilità, mentre una più semplificata li banalizzerebbe riportandoli sostanzialmente a dei casi classici di scarso interesse. Sarà sufficiente sapere che essi risolvevano sequenzialmente M problemi dello zaino per enumerazione implicita, applicando per ciascuno di essi una stima maggiorante continua ed una stima minorante *greedy*.

A parità di tempo di calcolo, si è osservato come paradossalmente le euristiche ricavate con *MKAR_GREEDY_VINCOLATO* risultassero anche migliori di quelle calcolate in modo esatto: il maggiore numero di iterazioni eseguite, infatti, ha più che compensato la maggiore approssimatività delle singole stime.

Le considerazioni precedenti, emerse nel corso della progettazione del modello, sono sintetizzate in Tabella 3.4:

IMPLEMENTAZIONI ALTERNATIVE			
OBIETTIVO	METODO	VANTAGGI	SVANTAGGI
Stima maggiorante	Risoluzione esatta problema surrogato	Buona stima del limite superiore teorico.	Tempi di calcolo eccessivi, stime potenzialmente poco stringenti.
Stima maggiorante	Risoluzione euristica <i>greedy</i> problema surrogato	Rapidità di calcolo, semplicità algoritmica, stima superiore stringente.	Stima potenzialmente inferiore al limite teorico.
Stima minorante	Risoluzione sequenziale esatta (<i>successive knapsacks</i>)	Bontà dei risultati fin dalla prima iterazione.	Complessità algoritmica, scarsa adattabilità ad un approccio iterativo.
Stima minorante	Risoluzione sequenziale euristica <i>greedy</i>	Rapidità di calcolo, semplicità algoritmica, bontà dei risultati.	Necessità di un approccio iterativo per risultati di ottimo livello.

Tabella 3.4 – Comparazione implementazioni alternative

A prescindere dalla particolare implementazione scelta per la stima minorante, si vuole tuttavia rilevare la bontà di entrambe le euristiche. In particolare, la risoluzione sequenziale esatta si è dimostrata in grado di restituire già alla prima iterazione una soluzione pari o superiore a quelle prodotte in maniera *greedy* a decine o centinaia di livelli di profondità; mentre l'approccio *greedy* si è rivelato in grado di convergere molto rapidamente ad una soluzione ottimale, ovvero si sono osservati incrementi del valore della funzione obiettivo fortemente decrescenti all'aumentare della profondità dell'esplorazione. In particolare si è rilevato come, anche alla prima iterazione, l'euristica *greedy* fosse già in grado di fornire una soluzione di buona qualità, ovvero non eccessivamente distante da quella finale né da

quella calcolata utilizzando *SUCCESSIVE_KNAPSACKS*. Probabilmente questa proprietà è in buona parte dovuta alla struttura della base dati e alla limitatezza delle disponibilità incrociate dei viaggi, che tendono ad esaurirsi molto velocemente con il progredire degli inserimenti limitando così i margini di miglioramento. Si può ragionevolmente ritenere che, in presenza di disponibilità più abbondanti, l'esplorazione in profondità dell'albero di enumerazione possa risultare ancora più proficua.

Volendo suggerire due possibili ambiti di applicazione per i due metodi di stima inferiore, *SUCCESSIVE_KNAPSACKS* è probabilmente preferibile quando si desideri una soluzione di livello almeno buono in un tempo relativamente breve, applicando cioè una sola volta l'algoritmo; un approccio più spiccatamente *greedy*, incorporato in una logica iterativa di tipo *branch-and-bound*, sembra invece la scelta più adatta quando si sia disposti a spendere una quantità di tempo aggiuntiva pur di garantirsi una soluzione di ottimo livello.

3.6 Applicazione del modello

Il modello è stato applicato a partire da una base dati iniziale di 279 tratte, per una domanda totale di 1.734 spedizioni settimanali singole e un margine totale teorico di 96.377 € (volumi e margine non sono comprensivi dei tratti a vuoto). La base dati totale è riportata in Appendice in Tabella A.1, mentre i valori cumulativi sono sintetizzati in Tabella 3.8. Essa riguarda tutte le tratte tenute in considerazione da i-FAST nel corso dell'ultima gara per FCA, e comprende tratte sia nazionali che internazionali.

Con il processo attuale, descritto nel paragrafo 2.2 e basato principalmente su di un'analisi visiva e da un'elaborazione manuale dei dati, erano stati ottenuti, per tutta la flotta, soltanto 45 viaggi ammissibili distinti, riepilogati in Tabella 3.5. Tale quantità si riferisce esclusivamente a viaggi a margine positivo che rispettassero l'orario massimo settimanale. Rispetto alle altre condizioni di funzionamento del modello, elencate al Paragrafo 3.4, si evidenziano alcune differenze metodologiche applicate nella ricerca manuale dei viaggi ammissibili, allo scopo di meglio comprendere e comparare i risultati che seguiranno:

- a. non sono stati posti vincoli sul numero massimo di tratte concatenabili, condizione invece presente nel modello;
- b. per la composizione dei viaggi sono state considerate alcune tratte con volumi medi attesi pari o superiori a 1 viaggio a settimana, mentre nel corrispettivo automatizzato la soglia minima è stata posta a 2 viaggi a settimana;
- c. non sono stati posti vincoli espliciti sulla durata minima dei viaggi. Ciononostante, si è evitato di considerare soluzioni banali del tipo $A - B - A$, ovvero tali per cui, ad esempio, il mezzo rientrasse alla base già dopo la prima consegna.

Tali differenze sono essenzialmente mirate a ridurre la complessità del processo manuale, e ad ampliarne lo spazio delle soluzioni accettabili. Si osservi che, nel loro insieme, esse risultano in un sistema di vincoli leggermente meno stringente per il processo manuale rispetto alla sua implementazione automatizzata. Il rilassamento (a) e soprattutto il (b) ne

rappresentano infatti evidentemente una netta semplificazione, mentre il (c) è stato sostituito con un vincolo sostanzialmente equivalente. In particolare per quanto riguarda il rilassamento (b), si rimanda alle Tabelle 3.8 e 3.9 per meglio apprezzarne l'impatto sui risultati. Nonostante ciò, come sarà a breve evidenziato, l'implementazione automatizzata del processo si è dimostrata in grado di individuare un numero di viaggi nettamente superiore.

Si sottolinea che le quantità seguenti sono relative strettamente ai viaggi individuati, al di là di qualsiasi considerazione sulle effettive assegnazioni possibili. Tali considerazioni saranno a breve discusse separatamente, anche sulla base dei valori qui illustrati. Come nel modello automatizzato, viaggi che attraversassero più unità operative sono stati conteggiati in numero pari alle stesse unità attraversate: ciò significa che, nel caso in cui un viaggio attraversi n unità operative nel suo percorso, esso sarà riportato una volta per ciascuna di tali unità. Si riportano quindi i valori cumulati: nella seconda colonna i viaggi univoci sono stati distinti per unità operativa di appartenenza; nella terza sono stati sommati i corrispondenti viaggi settimanali medi; nella quarta, il margine di ciascun viaggio è stato moltiplicato per il rispettivo volume settimanale, e quindi aggregato per unità operativa. Nell'ultima riga gli stessi valori sono stati invece sommati per tutta la flotta. Salvo diversa indicazione, calcoli analoghi sono stati applicati anche per le tabelle successive.

VIAGGI INDIVIDUATI MANUALMENTE			
UNITÀ OPERATIVA	VIAGGI DISTINTI	VOLUMI [viaggi/settimana]	MARGINE TOTALE
A	15	48	6.857 €
B	11	32	4.432 €
C	12	37	5.620 €
D	7	36	5.063 €
TOTALE	45	153	21.972 €

Tabella 3.5 – Valori individuati manualmente

Si sottolinea che i margini totali qui riportati hanno il solo scopo di valorizzare meglio i volumi elencati accanto, e non rappresentano necessariamente valori realisticamente ottenibili tramite assegnazione.

I dati sopra visualizzati sono il frutto di un lavoro svolto a più riprese nel corso di svariate settimane, più volte aggiornato in modo da mantenere i risultati coerenti con le variazioni delle tariffe e dei volumi dati. Certamente la presenza di dati in ingresso costanti avrebbe facilitato l'accumulazione di un maggior numero di viaggi, non essendo in tal caso necessario scartare soluzioni divenute obsolete, né spendere tempo aggiuntivo per verificare ripetutamente la validità delle stesse; tuttavia, si ribadisce come ciò faccia proprio parte dei problemi, elencati nel paragrafo 2.2, che il modello si propone di aggirare. Per questo motivo, si è ritenuto opportuno tenere di conto anche di questo fenomeno. Ovviamente è impossibile dimostrare se quelli esposti siano i migliori risultati ottenibili, né in effetti esistono termini di paragone per validarne la qualità; tuttavia, si ritiene ragionevole supporre che essi costituiscano un esempio significativo dell'ordine di grandezza dei risultati raggiungibili con un approccio manuale. In ogni caso, come si potrà a breve evincere dai

nuovi risultati, anche ipotizzando un certo margine di miglioramento nelle prestazioni manuali, esso non potrebbe realisticamente essere sufficiente a renderle paragonabili a quelle automatizzate.

Si introducono adesso i primi risultati del modello applicato alla generazione dei viaggi:

VIAGGI INDIVIDUATI DAL MODELLO			
UNITÀ OPERATIVA	VIAGGI DISTINTI	VOLUMI [viaggi/settimana]	MARGINE TOTALE
A	927	2.633	443.246 €
B	529	1.448	187.017 €
C	502	1.258	141.340 €
D	52	280	28.227 €
TOTALE	2.010	5.619	799.830 €

Tabella 3.6 – Valori individuati dal modello

Come si può osservare, le quantità rilevate sono nettamente superiori alle precedenti. Ulteriori considerazioni a riguardo seguiranno nel paragrafo 3.7, mentre un campione di viaggi generati è riportato in Appendice, in Tabella A.3.

L'esito finale del modello non è però la semplice generazione di viaggi, ma anche e soprattutto la loro allocazione nella flotta. L'unica unità operativa per cui sono state effettuate assegnazioni che tenessero conto della effettiva disponibilità delle tratte in questione è stata quella di D, più semplice da trattare anche per motivi che saranno illustrati nel Paragrafo 3.7. Dato il ridotto numero di viaggi trattati, è stato possibile assicurarsi dell'ammissibilità delle assegnazioni effettuate; si ha inoltre ragione di credere che la soluzione ottenuta sia molto vicina a quella migliore ottenibile, data la limitatezza del problema considerato e della scarsa numerosità dei viaggi da elaborare. Si tenga conto che le assegnazioni sono state effettuate a prescindere da ogni altra unità operativa, cercando di preservare esclusivamente la coerenza del sottoinsieme di tratte selezionato. L'obiettivo posto è stato quello di saturare la capacità di 22 mezzi. Si fa presente che tale numero non coincide necessariamente con quello dei mezzi effettivamente a disposizione dell'unità, che è riservato; tuttavia l'ordine di grandezza è lo stesso, e la differenza rispetto al numero effettivo è trascurabile. Allo scopo di riuscire ad impegnare ciascuno dei mezzi considerati si è dovuto includere alcuni viaggi a margine negativo, nonché una soluzione con volumi settimanali medi inferiori a un viaggio a settimana; si fa presente che questi viaggi eccezionali non erano compresi nel conteggio riportato in Tabella 3.5. Ne risultano:

ASSEGNAZIONI MANUALI – UNITÀ D				
VIAGGI SELEZIONATI	VOLUMI [viaggi/settimana]	MARGINE TOTALE	ORE SETTIMANALI	SATURAZIONE CAPACITÀ
10	22	3.080 €	1.220	91 %

Tabella 3.7 – Risultati assegnazione manuale unità D

Si sottolinea come la bontà del risultato sulla saturazione delle capacità debba essere messa in prospettiva: essa è infatti stata ottenuta solo a costo della rimozione di alcuni vincoli

rilevanti. Se si fosse preferito attenersi ad essi in modo più stringente, difficilmente tutti i mezzi considerati sarebbero stati impegnati.

Seguono i risultati ottenuti applicando il modello. Anche in questo caso, si sono effettuate le assegnazioni considerando esclusivamente l'unità D. Allo scopo di rendere i risultati meglio confrontabili fra i due scenari, si sono in questo caso considerati accettabili viaggi con volume settimanale unitario. Restano invece validi tutti gli altri vincoli discussi nel paragrafo 3.4. Le tratte aggiuntive considerate in questo caso sono 71, per un pari numero di spedizioni settimanali richieste. L'elenco integrale delle nuove tratte è riportato in Appendice, in Tabella A.2, mentre l'estensione della base dati è sintetizzata dalla seguente Tabella 3.8 (volumi e margine totali non sono comprensivi degli spostamenti a vuoto):

	TRATTE	VOLUMI [viaggi/settimana]	MARGINE
BASE DATI ORIGINALE	279	1.734	96.377 €
BASE DATI INTEGRATIVA	71	71	3.760 €
TOTALE	350	1.805	100.137 €
VARIAZIONE	+ 25.4 %	+ 4.1 %	+ 3.9 %

Tabella 3.8 – Estensione base dati con il rilassamento del vincolo sui volumi

I viaggi generati con le nuove condizioni per l'unità D, e gli incrementi rispetto allo scenario precedente illustrato in Tabella 3.6, sono invece sintetizzati dalla seguente Tabella 3.9:

	VIAGGI	VOLUMI [viaggi/settimana]	MARGINE
SCENARIO ORIGINALE	52	280	28.227 €
NUOVO SCENARIO	91	319	34.724 €
VARIAZIONE	+ 75.0 %	+ 13.9 %	+ 23.0 %

Tabella 3.9 – Incremento viaggi individuati dal modello (unità D) con il rilassamento del vincolo sui volumi

Dati i volumi unitari dei nuovi viaggi generati, come prevedibile l'incremento dei volumi è contenuto rispetto a quello del numero dei viaggi stessi. Tuttavia, l'alta redditività di molte delle tratte aggiuntive ha un impatto rilevante sul margine teorico individuato.

Il numero di mezzi da saturare è stato di nuovo posto pari a 22. I valori aggregati ricavati dalle assegnazioni sono riportati nella seguente Tabella 3.10.

ASSEGNAZIONI MODELLO – UNITÀ D				
VIAGGI SELEZIONATI	VOLUMI [viaggi/sett.]	MARGINE TOTALE	ORE SETTIMANALI	SATURAZIONE CAPACITÀ
9	22	4.507 €	1.233	92%

Tabella 3.10 – Risultati assegnazioni modello unità D

Anche in questo caso si rimanda al paragrafo 3.7 per la discussione dei risultati, mentre l'elenco completo delle assegnazioni in questo scenario è riportato in Appendice in Tabella A.4.

L'esposizione si conclude dunque con l'applicazione del modello alla rete logistica nella sua interezza. Il numero totale dei mezzi considerati è 197, ripartiti percentualmente sulle quattro unità operative come da Tabella 3.11.

DISTRIBUZIONE CAPACITÀ	
UNITÀ OPERATIVA	PERCENTUALE CAPACITÀ
A	42 %
B	36 %
C	12 %
D	10 %
TOTALE	100 %

Tabella 3.11 – Distribuzione della capacità della flotta rispetto alle unità operative

I valori cumulati vengono riassunti in modo analogo ai precedenti, mentre l'elenco integrale delle assegnazioni è riportato in Appendice, in Tabella A.5.

ASSEGNAZIONI MODELLO – FLOTTA				
UNITÀ OPERATIVA	VOLUMI [viaggi/sett.]	MARGINE TOTALE	ORE SETTIMANALI	SATURAZIONE CAPACITÀ
A	53	15.597 €	1.743	34 %
B	38	4.729 €	785	18 %
C	19	2.848 €	576	41 %
D	20	3.561 €	1.124	92 %
TOTALE	130	26.735 €	4.228	35 %

Tabella 3.12 – Risultati globali assegnazioni modello

La limitatezza di alcune delle percentuali di saturazione è dovuta direttamente a quella della base dati di partenza. I volumi quotati sono infatti pochi rispetto alla capacità della flotta, e i vincoli di capacità incrociati costituiscono un vincolo estremamente stringente in particolare per le unità più interconnesse.

Benché questi risultati non siano confrontabili con dei corrispettivi ottenuti manualmente – e benché ciò sia già di per sé un'indicazione inequivocabile della necessità di trattare il problema in maniera algoritmica – l'ordine di grandezza della differenza fra i due approcci può essere apprezzata semplicemente confrontando quest'ultima tabella con quella dei viaggi generati manualmente (Tabella 3.5), ed osservando come i valori effettivi contenuti nella seconda siano addirittura paragonabili a quelli teorici rappresentati nella prima. Si vuole inoltre ribadire come l'applicazione del modello sarebbe risultata interessante anche se non si fosse rilevata alcuna sostanziale differenza nella qualità dei risultati, in quanto anche solo la rapidità con cui tali risultati sono ottenibili è di per sé di grande utilità.

Infine, si ritiene interessante riportare alcuni dati relativi ai chilometri a vuoto. In Tabella 3.13 vengono sintetizzati, per ciascuna unità operativa, i chilometri a vuoto medi dei viaggi individuati, affiancati a quelli calcolati sui viaggi effettivamente assegnati.

CHILOMETRI A VUOTO MEDI PER VIAGGIO			
UNITÀ	INDIVIDUATI	ASSEGNATI	VARIAZIONE
A	216	162	- 25.0 %
B	235	183	- 22.1 %
C	219	141	- 35.6 %
D	652	620	- 4.9 %
TOTALE	244	236	- 3.3 %

Tabella 3.13 – Riduzione osservata nei chilometri a vuoto dei viaggi assegnati rispetto al totale

Come anticipato nel paragrafo 2.3, benché la funzione obiettivo non sia esplicitamente mirata alla riduzione dei chilometri a vuoto essa è, per definizione, comunque portata ad effettuare una selezione efficiente anche da tale punto di vista. Poiché, infatti, i tratti a vuoto sono una fonte di puro costo, il problema di massimizzazione del profitto tende per sua natura a minimizzarli. La tendenza globale riportata nell'ultima riga dell'ultima colonna della Tabella 3.13 è fortemente indebolita dal contributo dell'unità D, la particolare conformazione della cui rete ammette molti viaggi con estesi tratti a vuoto, difficilmente evitabili, e il cui alto grado di saturazione, riportato in Tabella 3.12, ne accentua il peso sul risultato medio rispetto alle altre unità. Osservando però separatamente le singole unità, emerge una riduzione media dei chilometri a vuoto del 21.9%, che sale al 27.6% se si esclude dal calcolo l'eccezione rappresentata dalla D.

3.7 Verifica dei risultati e validazione del modello

I risultati presentati nel Paragrafo 3.6 sono stati verificati secondo il metodo del giudizio degli esperti (Jørgensen 2007, Bogner, Littig, Menz 2009). Tale verifica costituisce una sostanziale validazione del modello. Nello specifico, ci si è rivolti al responsabile dell'ente KPI & Truck Tracking di i-FAST Automotive Logistics, figura aziendale direttamente interessata nel monitoraggio della flotta e nel controllo dei relativi parametri, nonché coinvolta nel processo di gara e di selezione delle tratte. I dati sottoposti al referente consistono in:

- a. tutti i dati in ingresso al modello, riguardanti tanto le tratte quanto i mezzi, sia nello scenario esemplificativo sull'unità D che in quello globale;
- b. il modello stesso, come descritto nella presente tesi, e le relative elaborazioni;
- c. tutti i dati in uscita dal modello, riguardanti tanto i viaggi quanto le assegnazioni, sia nello scenario esemplificativo sull'unità D che in quello globale.

Per quanto riguarda i dati in ingresso, è stata verificata la coincidenza dei dati inseriti nel modello con quelli utilizzati in azienda. Nel dettaglio, tale verifica ha interessato:

- a. gli accoppiamenti origine-destinazione delle tratte considerate;
- b. le durate delle tratte;
- c. i volumi settimanali delle tratte;
- d. i margini delle tratte;

- e. il numero di mezzi della flotta;
- f. la ripartizione dei mezzi sulle rispettive unità operative;
- g. le unità operative;
- h. i risultati ottenuti tramite applicazione manuale del processo.

Essendo i dati utilizzati coincidenti con quelli aziendali, non è stato rilevato alcuno scostamento suscettibile di analisi. Per quanto riguarda invece i dati in uscita, la verifica ha interessato:

- a. la coerenza dei viaggi generati rispetto alle tratte fornite in input;
- b. la circolarità dei viaggi generati;
- c. il rispetto del vincolo di durata dei viaggi generati;
- d. il rispetto dei vincoli di capacità e di compatibilità delle assegnazioni.

A causa dell'elevato numero di viaggi generati, la verifica dei punti (a) e (b) è stata effettuata su un campione, ritenuto statisticamente significativo, di 50 viaggi scelti fra quelli a maggior rendimento orario. I punti (c) e (d) sono stati invece esaminati in modo esaustivo, trattandosi in questo caso di verifiche effettuabili rapidamente attraverso operazioni di base in Microsoft Excel.

A causa della mole dei dati, sono state riportate in appendice:

- a. in Tabella A.1 e in Tabella A.1, la base dati delle tratte in ingresso al modello;
- b. in Tabella A.3, il campione esaminato di viaggi generati dal modello;
- c. in Tabella A.4 e in Tabella A.5, le assegnazioni effettuate dal modello.

Per questioni di riservatezza, i dati relativi alle unità operative presso le quali i mezzi sono dislocati nonché quelli relativi ai punti di carico e scarico sono stati sostituiti con codici alfanumerici. Si ritiene tuttavia che le informazioni incluse siano comunque sufficienti a rendere conto della coerenza del metodo utilizzato e dei risultati ottenuti, essendo tutte le informazioni di interesse relative alle singole tratte rintracciabili, sia pur codificate, nella relativa tabella. Per una maggiore leggibilità si è ripresa, per quanto riguarda le prime, la stessa notazione utilizzata fino a adesso, indicandole cioè con le prime quattro lettere dell'alfabeto. Per gli altri punti di carico e scarico, a causa della loro quantità si è invece optato per dei codici numerici. Anche i mezzi sono stati numerati, nelle Tabelle A.4 e A.5, in una colonna dedicata.

Segue la verifica dei risultati esposti nel paragrafo 3.6. Essa si soffermerà sui miglioramenti emersi, rispettivamente:

- a. nell'individuazione dei viaggi;
- b. nell'assegnazione dei viaggi individuati;
- c. nella riduzione dei chilometri a vuoto.

Il primo confronto di interesse è quello riguardante i viaggi individuati dal modello rispetto a quelli emersi in seguito a un'analisi manuale. Un primo modo di esprimere i miglioramenti osservati, data la rilevanza degli scostamenti, è quello del rapporto di variazione adimensionale, qui definito come:

$$\text{rapporto di variazione} = \frac{\text{valore ottenuto dal modello}}{\text{valore ottenuto manualmente}}$$

, in cui al numeratore si trovano i dati estratti, cella per cella, dalla Tabella 3.6, e al denominatore i corrispondenti provenienti dalla Tabella 3.5. I rapporti ottenuti sono riportati nella seguente Tabella 3.14:

RAPPORTI DI VARIAZIONE VIAGGI INDIVIDUATI			
UNITÀ OPERATIVA	VIAGGI DISTINTI	VOLUMI [viaggi/sett.]	MARGINE TOTALE
A	61.8	54.9	64.6
B	48.1	45.3	42.2
C	41.8	34.0	25.1
D	7.4	7.8	5.6
TOTALE	44.7	36.7	36.4

Tabella 3.14 – Variazioni osservate fra approccio manuale e automatizzato alla composizione dei viaggi

È possibile esprimere le stesse variazioni anche come percentuale delle quantità individuate manualmente sul totale teorico, rappresentato proprio da quelle individuate automaticamente. Si tratta di una rappresentazione differente degli stessi risultati, calcolati per maggior chiarezza come il reciproco del rapporto precedentemente definito. Se ne ottengono i valori riassunti nella seguente Tabella 3.15:

% VIAGGI INDIVIDUATI MANUALMENTE			
UNITÀ OPERATIVA	VIAGGI DISTINTI	VOLUMI [viaggi/sett.]	MARGINE TOTALE
A	2%	2%	2%
B	2%	2%	2%
C	2%	3%	4%
D	13%	13%	18%
TOTALE	2%	3%	3%

Tabella 3.15 – Percentuale di viaggi individuati manualmente rispetto al totale

Come si può osservare, le quantità globali ottenute automaticamente risultano mediamente superiori di un ordine di grandezza rispetto a quelle ricavate in modo manuale, a testimoniare un salto di qualità fra i due processi tale da non essere realisticamente colmabile. Si osservi come l'efficacia della ricerca manuale sia massima per i viaggi dell'unità D, e vada a decrescere drasticamente per le unità più rilevanti in termini di numero di viaggi individuati (Tabella 3.6). Ciò si spiega con le rispettive densità e qualità delle connessioni istituibili: l'unità D, ad esempio, dispone di un numero inferiore di connessioni profittevoli, da cui segue una quantità molto inferiore di viaggi a margine positivo possibili. Per questi motivi, reti locali di dimensioni più ridotte sono molto più facilmente trattabili in maniera manuale, ed è possibile individuare con relativa semplicità una porzione molto maggiore dell'insieme teorico dei viaggi. Al contrario, le unità A, B e C risultano molto più fortemente connesse con le proprie aree di riferimento, da cui consegue un numero molto superiore di viaggi, dei

quali a loro volta solo una frazione estremamente ridotta è individuabile manualmente in tempi ragionevoli.

Passando all'analisi delle assegnazioni, il confronto è stato basato su uno scenario ipotetico incentrato esclusivamente sull'unità D (Tabella 3.10). Come accennato nel Paragrafo 3.6, tale scenario non tiene quindi conto delle interferenze fra mezzi appartenenti a unità operative diverse, e rappresenta una semplificazione necessaria a rendere il problema trattabile anche con un approccio manuale. In termini percentuali, rispetto alle assegnazioni manuali (Tabella 3.7) si sono dunque osservate le seguenti variazioni (Tabella 3.16):

	VOLUMI [viaggi/sett.]	MARGINE	ORE	SATURAZIONE CAPACITÀ
ASSEGNAZIONI MANUALI	22	3.080 €	1.220	91 %
ASSEGNAZIONI MODELLO	22	4.507 €	1.233	92%
VARIAZIONE	-	+ 46.3 %	+ 1.1 %	+ 1.1 %

Tabella 3.16 – Variazioni osservate rispetto all'assegnazione dei viaggi (unità D)

I dati relativi ai volumi assegnati e all'utilizzo della capacità risultano di scarso interesse, in quanto le semplificazioni accettate per il caso manuale tendono a sbilanciare tali valori in favore di quest'ultimo. Inoltre, dato il ridotto numero di mezzi da saturare, il raggiungimento di risultati ottimali per quanto riguarda questi due aspetti è relativamente semplice. Sempre in questo senso concorre la particolare configurazione della rete dell'unità D, le cui lunghe distanze medie rendono improbabile l'assegnazione di più di un viaggio per mezzo, semplificando in modo evidente la risoluzione del problema. Molto più interessante è il netto incremento nel margine creato, specialmente alla luce della costanza degli altri indicatori. Se infatti si può osservare un simile miglioramento in un sottoproblema fortemente semplificato, e quindi molto più facilmente trattabile manualmente, nonché formulato in modo da favorire quest'ultimo approccio attraverso un allentamento asimmetrico dei vincoli, a maggior ragione il divario sarà ancora più grande per istanze di complessità via via crescente. Tale variazione pone quindi in evidenza come il modello offra prestazioni drasticamente superiori rispetto a quelle raggiungibili un operatore manuale, e lo faccia anche in condizioni in cui si potrebbe supporre che tale differenza sia colmabile. Infine, non deve essere trascurato il risparmio di tempo che viene in questo modo garantito, di entità tale da giustificare anche da solo un'implementazione automatizzata. Per i risultati globali delle assegnazioni sulla flotta si rimanda alla Tabella 3.12.

In conclusione, tutti i risultati della verifica e validazione qui discussi portano a confermare sia l'efficienza che l'efficacia del modello.

4. Conclusioni

Il modello sviluppato ha affrontato il tema della progettazione e ottimizzazione di una rete logistica, articolandosi in tre fasi attinenti rispettivamente: la rappresentazione concettuale della rete stessa; la generazione dei possibili viaggi effettuabili su di essa; e infine la selezione del miglior sottoinsieme dei viaggi generati, tenendo conto della distribuzione della capacità della flotta e dei limiti di orario di ciascun mezzo. Le basi su cui il progetto si è appoggiato sono quelle della teoria dei grafi e della programmazione lineare, e in particolare del problema di assegnazione e caricamento. La modellazione ha preso a riferimento la letteratura esistente sull'argomento, valutandone l'applicabilità nel caso in esame, assimilandone gli spunti di interesse e rielaborandola all'interno di un sistema inedito, specificatamente sviluppato intorno alla realtà aziendale di riferimento. I risultati ottenuti hanno confermato la bontà del modello sia in termini di qualità degli stessi che di efficienza prestazionale, hanno attestato il drastico salto di qualità rispetto al processo manuale precedentemente attuato in azienda, e hanno restituito indicazioni di concreto interesse per la realtà che ne ha ispirato lo sviluppo.

Nel seguito verranno illustrati i benefici ottenibili dall'azienda con l'applicazione del modello elaborato, senza tralasciare di evidenziarne le limitazioni e le relative motivazioni. In conclusione, prendendo spunto dai capitoli e paragrafi precedenti, si ipotizzeranno possibili sviluppi futuri per l'argomento.

4.1 Benefici per l'azienda

Come è stato rilevato nel corso della trattazione, i benefici ottenibili dall'azienda con un'implementazione del modello proposto sono molteplici e vari.

Innanzitutto, coerentemente con il principale obiettivo preposto, essa fornisce indicazioni per un immediato aumento del margine operativo. Questo risultato è tanto più importante in un settore nel quale, come accennato nel Capitolo 1, tali margini sono sempre più ridotti e quindi facilmente erodibili quando la pianificazione dei viaggi non fosse ottimale. Il primo beneficio rilevabile è, quindi, di natura economica.

La selezione delle tratte più convenienti, e, non meno importante, l'esclusione di quelle meno compatibili con il network aziendale, hanno inoltre l'effetto di restituire una rete di trasporto meglio strutturata, evitando sbilanciamenti potenzialmente critici per la sostenibilità economica a medio-lungo termine delle operazioni. Tali sbilanciamenti sono difficoltosi da individuare e gestire manualmente, mentre il sistema sviluppato è in grado rimuoverli endogenamente.

Una rete logistica ben bilanciata è inoltre già di per sé predisposta ad una riduzione strutturale dei chilometri a vuoto. Come accennato nel Capitolo 1, la minimizzazione del fenomeno dei chilometri a vuoto è immediatamente benefica non solo dal punto di vista

economico ma anche da quello ambientale, sia per il singolo vettore sia, a più alto livello, per tutto il sistema di trasporto e infrastrutturale.

In secondo luogo, la generazione e selezione di viaggi ottimali è di estrema utilità non solo a livello strettamente operativo ma anche di pianificazione, sia essa quella riguardante le tratte effettuate quotidianamente oppure quella di progettazione della rete stessa.

A livello di pianificazione operativa essa fornisce linee guida utili alla gestione quotidiana, facilitando la programmazione settimanale e rendendo conto dell'effettiva bontà delle tratte a disposizione. L'estensiva valorizzazione delle tratte disponibili può contribuire a sviluppare una più approfondita consapevolezza dei punti di forza e delle criticità della rete, potenzialmente migliorando la qualità delle decisioni.

A livello di progettazione della rete, poi, gli effetti sono evidenti e immediatamente apprezzabili. La possibilità di generare e valutare tutte le tratte potenziali in pochi secondi, ed ottenere uno scenario di assegnazione in un tempo dell'ordine dei secondi o dei minuti in base ai metodi e alle condizioni richieste, permette di per sé di risparmiare ore di lavoro e di alleggerire istantaneamente l'impegno richiesto all'operatore.

In fase di gara, inoltre, un approccio di questo tipo permette di evidenziare fin da subito quali siano le tratte più attrattive e quelle meno convenienti, permettendo di intervenire fin nei primi stadi della negoziazione in maniera mirata e quantitativa. Nuovi scenari possono inoltre essere generati al variare dei flussi e delle tariffe previste, mantenendo così costantemente aggiornate le informazioni sullo stato della gara senza richiedere alcuno sforzo ulteriore.

Infine, la creazione e assegnazione dei viaggi può rappresentare un utile strumento non soltanto per la massimizzazione dei margini, ma anche per la saturazione della flotta. In effetti, come accennato nel paragrafo 1.5.1, la funzione obiettivo incorporata nel modello potrebbe essere convertita in questo senso senza eccessive complicazioni. Anche in ottica di analisi degli investimenti, sul lungo periodo l'osservazione delle assegnazioni può fornire indicazioni su quali parti della flotta siano più produttive, e dove invece tendano a crearsi eventuali eccessi di capacità. Secondo la stessa logica, la funzione obiettivo potrebbe essere convertita in ottica di minimizzazione dei chilometri a vuoto, senza dover apportare modifiche strutturali al sistema. Più in generale, nulla vieta di definire la funzione obiettivo come una combinazione delle precedenti e di altre ancora, a seconda degli interessi prevalenti dell'azienda.

Sintetizzando quanto rilevato fino ad adesso, l'applicazione del modello su base continuativa avrebbe effetti economici ed operativi concreti e misurabili. A parità di tratte disponibili, la possibilità di avere a disposizione e nello stesso momento una grande varietà di viaggi ammissibili, ciascuno dei quali valorizzato nelle sue componenti di maggior interesse (margine, durata, chilometri a vuoto) offre un immediato supporto nella pianificazione del lavoro dei mezzi e dei relativi conducenti, riducendo il rischio di dover ricorrere a soluzioni inefficienti. In fase di pianificazione quotidiana, dunque, al beneficio economico si abbinerebbe un'utile semplificazione per il personale operativo, che sarebbe in grado di effettuare le proprie scelte su un più ampio ventaglio di opzioni di provata validità, e

basandosi su un insieme di informazioni più completo, meglio organizzato nonché immediatamente raggiungibile. Discorso analogo per quanto riguarda la selezione delle tratte in sede di gara, la quale, oltre a ottenere i già discussi miglioramenti in termini di risultati, sarebbe alleggerita di tutta quella mole di lavoro meccanico dedicata alla composizione e valutazione dei viaggi, con un beneficio notevole per tutti gli operatori coinvolti e con un ridimensionamento dell'impegno e del tempo richiesti da tale processo. Un simile alleggerimento permetterebbe di concentrarsi maggiormente sulla valutazione delle scelte piuttosto che sull'ottenimento dei dati stessi, e libererebbe tempo e risorse anche a favore delle altre attività di normale gestione dell'azienda.

In sintesi, si ritiene che un'implementazione sistematica del modello possa offrire sostanziali miglioramenti in diversi aspetti della vita aziendale, in termini di efficienza di processo, di incremento delle prestazioni e di semplificazione del lavoro. In particolar modo, ne trarrebbero beneficio in tutti quegli aspetti interessati dalla progettazione della rete logistica, nonché dalla gestione operativa che su tale rete deve basarsi.

4.2 Limitazioni

È chiaro come qualsiasi modello di questo tipo implichi un certo livello di astrazione, e non possa fare a meno di poggiarsi su una serie di assunzioni volte a rendere trattabile la complessità del problema reale. Di conseguenza, per quanto verosimili possano essere tali assunzioni, esse comportano una serie di vincoli esogeni e endogeni che delimitano il campo di applicabilità del modello teorico: la bontà di un modello non può prescindere da un'attenta valutazione dei compromessi accettati, la consapevolezza dei quali è non solo fondamentale in sede di progettazione, ma anche condizione necessaria ad un corretto utilizzo dello stesso e ad una corretta interpretazione dei risultati.

La prima e più delicata criticità del modello si trova alla sua fonte, e cioè nei dati forniti in ingresso. Tale criticità non è banale, e si manifesta in più modi differenti.

Innanzitutto, sono cruciali la verosimiglianza delle formule di calcolo e la correttezza dei parametri di base. La prima deve allocare i costi in modo realistico, tenendo conto di tutti i fattori di interesse e commisurando ciascuno di essi all'effettivo impatto sugli oneri operativi. La seconda richiede che i parametri inseriti nel calcolo siano periodicamente sottoposti a revisione ed aggiornamento: essi stessi dovranno essere stimati con metodi di provata affidabilità e verosimiglianza. Ovviamente, i parametri implementati dall'azienda, e trasferiti nel modello, sono ricavati direttamente dai valori medi registrati dalla flotta e ne costituiscono la migliore rappresentazione disponibile: tuttavia, è importante tenere presente come una certa quota di approssimazione sia ineliminabile, e come i valori specifici debbano essere tenuti sotto controllo nel tempo. È infatti evidente come eventuali errori commessi in questa fase possano distorcere le informazioni di base elaborate dal modello, propagandosi in ciascuna delle fasi successive e potenzialmente compromettendo la validità dei risultati finali. In questo senso, è però rassicurante il fatto che tali parametri e formule siano comuni a tutte le tratte analizzate: sebbene quindi i singoli risultati numerici possano essere più

facilmente suscettibili a eventuali distorsioni, i rapporti di priorità fra di essi dovrebbero essere in ogni caso salvaguardati, preservando così la robustezza delle logiche di assegnazione. Ciò significa che la soluzione finale, seppure possibilmente imprecisa nei valori quantitativi specifici, dovrebbe variare relativamente poco dal punto di vista, più qualitativo ma sostanziale, delle selezioni effettuate.

Sempre in questo senso può risultare particolarmente complesso stimare l'effettiva durata di un viaggio, specialmente per i viaggi più elaborati o quando intervengano componenti non lineari quali la presenza di finestre di carico presso i piazzali. Difficilmente gestibili sono anche le tratte destinate alla distribuzione sul territorio, la cui dispersione è variabile di viaggio in viaggio e non prevedibile in fase di progettazione. Entrambi questi aspetti non hanno potuto essere inclusi nel sistema di stima dei costi, richiedendo essi un'implementazione ed una quantità di dati dedicati troppo gravosi rispetto ai benefici ottenibili, ed esulando, di fatto, dall'ambito di lavoro di questa tesi. Tali aspetti ne rappresentano, dunque, un noto elemento di approssimazione.

Altro elemento di semplificazione è stato la scelta di omogeneizzare alcuni dei parametri della flotta, approssimandoli ai valori più comuni. Entrambe queste scelte sono state già citate e motivate nel paragrafo 3.2.3.

In secondo luogo, la completezza dei dati è condizione necessaria alla completezza dei risultati, e di conseguenza alla significatività degli stessi. La mancata considerazione di un possibile collegamento a vuoto fra due tratte successive può precludere un numero non prevedibile, e potenzialmente molto elevato, di viaggi candidati; e a sua volta, la mancata considerazione di tali viaggi può avere un impatto sostanziale sulle assegnazioni finali e sui margini raggiungibili. Come illustrato nel paragrafo 3.2.1, quella di mantenere tale attività come manuale è stata una scelta deliberata e consapevole; ma nonostante essa sia stata riconosciuta come il miglior compromesso fra quelli disponibili, anch'essa è esposta a criticità che non possono essere trascurate.

Infine, seppur più banalmente, si osserva come l'intervento umano nella definizione delle distanze, primo parametro nella definizione dei costi e dei margini, sia intrinsecamente esposto al rischio di errori o imprecisioni. La riduzione al minimo di tale rischio non può quindi che essere delegata completamente all'attenzione dell'operatore umano.

Si ribadisce inoltre come il modello sia adattato esclusivamente al peculiare tipo di asta in vigore nel contesto aziendale descritto. Esso richiede cioè che le tariffe siano fornite già in ingresso, e non formate come nel meccanismo d'asta più comunemente inteso. Come spiegato nel paragrafo 2.1, l'inserimento di tratte di questo tipo è tecnicamente supportato, a patto di fissare delle tariffe finali ipotetiche: è però chiaro come una simile scelta implichi una serie di ulteriori e forti assunzioni sui dati in ingresso, e richieda quindi che i risultati siano valutati tenendone conto.

Proseguendo lungo questa linea di pensiero, si ricorda come le tratte già gestite dall'azienda possano essere incluse nella base dati per una completezza ancora maggiore, ma la loro assegnazione nella soluzione risultante non possa essere forzata. Ciò rappresenta una limitazione trascurabile nel caso della gara indetta da FCA, che da sola implica il

rinnovamento della massima parte della rete logistica aziendale; potrebbe però portare a risultati poco significativi qualora si volesse applicare il modello ad una gara tradizionale, interessante un numero limitato di tratte o con un basso grado di connessione interna, che fosse lanciata a valle della definizione del network di FCA. Nel caso in cui tali tratte fossero effettivamente convenienti, infatti, è probabile che il modello suggerirebbe di inserirle in sostituzione di altre già presenti, restituendo cioè di fatto una soluzione non ammissibile rispetto a vincoli contrattuali esogeni al modello.

Un'altra limitazione in questo senso riguarda la mancata modellazione degli acquisti di tratte destinate alla subvezione presso flotte terze. I margini per questo tipo di tratte sono definiti come la differenza fra la tariffa attiva della tratta e la tariffa passiva richiesta dal subvettore per l'esecuzione del servizio, e possono essere facilmente valutate senza dover ricorrere alla generazione e assegnazione di alcun viaggio. La loro gestione, quindi, esula dall'ambito di competenza del modello.

In conclusione si coglie l'occasione di sottolineare nuovamente come il modello proposto miri a suggerire una possibile soluzione a priori, da cui far emergere le tratte potenzialmente più interessanti e con cui fornire delle linee guida per una buona pianificazione dei viaggi; ma non elabori alcuna prescrizione sullo svolgersi concreto delle operazioni quotidiane. L'effettiva fattibilità dei viaggi proposti dipende infatti dalle disponibilità riscontrate giorno per giorno sui diversi piazzali di carico, e da altri fattori esogeni che potrebbero condizionare anche pesantemente il tempo di viaggio e, di conseguenza, la reale convenienza dello stesso. Si consideri ad esempio come i volumi ipotizzati su base settimanale derivino direttamente da una ripartizione della stima annuale, per cui il verificarsi della settimana-tipo su cui le assegnazioni sono state effettuate è fortemente condizionato dalla variabilità dei ritmi di produzione e dalla correttezza delle stime della domanda, nonché dalle stagionalità del mercato e da altri fenomeni esogeni difficilmente gestibili a priori.

Infine, una forte limitazione nell'applicabilità stessa del modello al di fuori dell'ambito della tesi si trova nella sua implementazione, di fatto priva di un'interfaccia grafica che la rendesse più facilmente utilizzabile a chi avesse meno dimestichezza con il linguaggio utilizzato. Tale limitazione è stata dovuta principalmente ai vincoli di tempo del progetto, nonché al fatto che lo sviluppo di un'interfaccia grafica avrebbe di fatto esulato dagli obiettivi preposti.

4.3 Spunti di ulteriore approfondimento e passi futuri per l'azienda

Come si sarà osservato, e come è stato in effetti riconosciuto, alcune delle limitazioni elencate nel paragrafo 4.2 sarebbero teoricamente rimovibili o aggirabili con un ulteriore lavoro mirato. Nel presente paragrafo si evidenzieranno quindi quali siano i potenziali punti di intervento con cui irrobustire, arricchire o estendere il modello, insieme ad ulteriori spunti di approfondimento emersi nel corso della trattazione. Per un'esposizione più chiara e schematica, i vari aspetti verranno elencati individualmente per punti.

Automatizzazione del calcolo delle distanze. Un'eventuale automatizzazione del calcolo delle distanze permetterebbe, di fatto, di rendere il processo completamente automatico.

Come osservato in precedenza, infatti, un sistema di calcolo delle distanze potrebbe essere utilizzato non soltanto per la compilazione delle tratte già presenti a sistema, ma anche per l'individuazione e la valorizzazione di tutti i possibili collegamenti a vuoto fra di essi. Potrebbe trattarsi, però, di un progetto di alta complessità, specialmente per quanto riguarda le tratte internazionali il cui chilometraggio viene distinto per nazione.

Sviluppo di un più sofisticato algoritmo di routing. Come è noto, attualmente il calcolo dei tempi di viaggio si limita a dividere le distanze per un coefficiente di velocità media, eventualmente aggiungendo tempi convenzionali di carico e scarico. Un algoritmo più sofisticato potrebbe introdurre elementi di discrezionalità che rappresentano vincoli forti nella realtà operativa, quali gli orari di apertura dei piazzali per il carico e lo scarico o, ancora più nel dettaglio, le possibili finestre di carico. Anche i tempi di attesa potrebbero essere distinti per punto di carico o scarico, e ricavati come valori medi dei tempi misurabili. Chiaramente anche una simile implementazione necessiterebbe di un certo livello di astrazione, dipendendo direttamente la successione degli eventi dallo specifico giorno e orario di partenza; tuttavia, se ben progettato potrebbe restituire stime più aderenti alla realtà quotidiana delle spedizioni.

Definizione su base probabilistica delle distanze e del numero scarichi in fase di distribuzione. Come illustrato, al momento le tratte dedicate alla distribuzione sul territorio prendono a riferimento la destinazione principale dell'area, solitamente coincidente con il capoluogo. Similmente sono state definite le distanze di riposizionamento. Sarebbe possibile effettuare una definizione più dettagliata, analizzando le percentuali dei flussi verso le diverse destinazioni e calcolare le distanze come media ponderata. Allo stesso modo potrebbe essere determinato il numero medio di scarichi per zona. Anche questa scelta potrebbe portare il modello teorico verso una maggiore aderenza a quello reale; si consideri però che la produzione, raffinamento e gestione dei dati richiesti richiederebbero un intero sistema a parte, e la loro implementazione pratica potrebbe incontrare non pochi ostacoli nell'interfacciarsi con il sistema informativo aziendale.

Utilizzo di indici di carico specifici. Attualmente i volumi settimanali vengono stimati riportando le stime annuali di vetture spedite sul numero medio di settimane lavorative, e divise per un indice di carico medio di telai per bisarca. Sebbene si tratti di una approssimazione senz'altro ragionevole, si potrebbe scendere più nel dettaglio istituendo indici di carico specifici per tratta, noti i tipi di telai interessati, ed eventualmente per singola bisarca. Seguendo questa linea di sviluppo, qualora lo si ritenesse di interesse sarebbe implicitamente possibile definire anche dei vincoli di fatto sulla compatibilità fra bisarce e vetture. In tal modo si avrebbe una stima leggermente più precisa dell'effettivo numero di viaggi assegnati.

Distinzione parametri per tipo di motorizzazione e per nazionalità. È stato chiarito come la flotta aziendale, varia per tipo di motorizzazione e nazionalità dei conducenti, sia stata ai fini del calcolo approssimata sui parametri più comuni di costo medio del carburante e del personale. Sebbene tale scelta sia motivata dall'eccessiva complessità computazionale di una soluzione che tenesse conto dei diversi parametri in gioco, tale implementazione resta teoricamente possibile. Al di là dei compromessi ottenibili, una soluzione simile si baserebbe

su dati meglio aderenti alle effettive caratteristiche della flotta, potenzialmente offrendo risultati leggermente più realistici.

Implementazione vincoli esogeni di assegnazione. È stato accennato nel paragrafo 3.2.1 come il modello attuale applichi le proprie logiche di selezione indistintamente a tutta la base dati delle tratte che gli viene fornita in ingresso, e cioè di come non effettui distinzioni fra quali tratte siano effettivamente suscettibili di accettazione o rifiuto e quali, invece, facciano già parte della rete logistica e non possano quindi essere escluse da essa. Una simile funzionalità potrebbe in realtà essere aggiunta senza dover apportare modifiche radicali a nessuno degli algoritmi utilizzati: si tratterebbe, in sostanza, di etichettare queste tratte a livello di base dati, e di forzarne l'inserimento a livello algoritmico. Tale funzionalità non è stata implementata perché in realtà di utilità limitata: queste tratte sono spesso transnazionali, rappresentano una frazione molto ridotta del network complessivo e vengono tipicamente bilanciate puntualmente a livello operativo; inoltre, seppur concettualmente non particolarmente complessi, i controlli aggiuntivi che sarebbero stati richiesti avrebbero potuto appesantire e irrigidire alcuni degli algoritmi. Per questi motivi, non si è in questa sede ritenuto necessario imporre questa ulteriore serie di vincoli. Ciò non toglie che, in presenza di network più eterogenei, l'effetto potrebbe risultare più significativo, e giustificare quindi uno sviluppo in questo senso. Un altro possibile utilizzo potrebbe infine essere, nello specifico caso aziendale studiato, quello di forzare l'inserimento di tratte strategiche dal punto di vista di FCA in quanto produttore, e non tanto come trasportatore.

Implementazione viaggi spezzati. Una possibile direzione per ricerche future, sebbene si tratti di una pratica attualmente non in uso, potrebbe includere la possibilità di spezzare un viaggio fra più bisarche, utilizzando determinati piazzali come centri di smistamento.

Implementazione trasporto ferroviario. Una possibile generalizzazione del punto precedente potrebbe rivolgersi all'inclusione del trasporto ferroviario, già utilizzato in pratica anche secondo una logica intermodale. Rispetto all'inclusione dei viaggi spezzati su strada, in questo caso si dovrebbe però tenere conto di una serie di vincoli caratteristici del trasporto ferroviario, tipicamente molto più rigidi dei corrispettivi stradali.

Estensione del modello a sistemi di trasporto cooperativi. Il modello proposto potrebbe essere esteso a considerare anche mezzi e tratte di trasportatori distinti, a patto di istituire sistemi di differenziazione dei parametri di costo nonché nuovi vincoli di compatibilità fra vettori e tratte. Su questa base potrebbero essere simulati sistemi di redistribuzione dell'utilità, ad esempio ispirati a quelli già presenti in letteratura. Per quanto teoricamente realizzabile, si nota che una simile implementazione determinerebbe un netto aumento di complessità non solo a livello di progettazione del modello, ma anche in quella computazionale.

Ulteriore analisi ed ottimizzazione algoritmica. Come si è potuto osservare, il modello proposto riprende algoritmi classici e innovativi e li utilizza e reinterpreta per proporre un modello inedito. L'obiettivo principale è stato quello di restituire un sistema che fosse funzionante, computazionalmente sostenibile, e concettualmente interessante. Ciononostante, non è affatto da escludere che molto lavoro possa essere ancora fatto per

migliorare le prestazioni degli algoritmi implementati, prendendone a riferimento di nuovi o sviluppandone di appositi, ed ottimizzandoli ancora più a fondo nei rapporti reciproci e rispetto agli obiettivi specifici del modello.

Sviluppo di un'interfaccia grafica. Pur non interessando il funzionamento del modello in sé, l'implementazione di un'interfaccia grafica sarebbe essenziale per renderlo più facilmente accessibile, e utilizzabile in pratica anche da parte di operatori non specializzati. Di conseguenza, pur non costituendo alcun reale sviluppo teorico, tale funzionalità sarebbe senz'altro il primo e principale aspetto su cui investire in vista di un'eventuale applicazione sistematica al di fuori del contesto accademico.

Implementazione operativa del modello. Ovviamente, la migliore validazione possibile per il modello non potrebbe essere che quella derivata da un'implementazione su base continuativa da parte dell'azienda. I benefici ottenibili sarebbero in tal modo dimostrabili definitivamente, sia nei loro termini economici che in quelli più praticamente operativi, mentre eventuali vulnerabilità o limiti risulterebbero più facilmente rilevabili e quindi risolvibili. Infine, il confronto quotidiano con le esigenze aziendali fornirebbe senz'altro numerosi altri spunti per rendere il modello ancora più completo ed efficace nel raggiungimento dei suoi scopi.

Bibliografia

- Agbegha, G.Y., Ballou, R.H., Mathur, K. (1998), “Optimizing Auto-Carrier Loading”, *Transportation science*, vol. 32, n. 2, pp. 174-188 – <https://doi.org/10.1287/trsc.32.2.174>.
- Bean, J.C. (1994), “Genetic algorithms and random keys for sequencing and optimization”, *ORSA Journal on computing*, vol. 6, n. 2, pp. 107-220 – <https://doi.org/10.1287/ijoc.6.2.154>.
- Billing, C., Jaehn, F., Wensing, T. (2018), “A multiperiod auto-carrier transportation problem with probabilistic future demands”, *Journal of business economics*, vol. 88, n. 7-8, pp. 1009-1028 – <https://doi.org/10.1007/s11573-018-0904-x>.
- Bogner A., Littig B., Menz W. (2009), “Introduction: Expert Interviews — An Introduction to a New Methodological Debate”, in Bogner A., Littig B., Menz W. (eds), *Interviewing experts*, Palgrave Macmillan, London, pp. 1-13 – https://doi.org/10.1057/9780230244276_1.
- Bortfeldt, A. e Yi, J. (2020), “The Split Delivery Vehicle Routing Problem with three-dimensional loading constraints”, *European journal of operational research*, n. 282, pp. 545–558 – <https://doi.org/10.1016/j.ejor.2019.09.024>.
- Carbajal, J.A., Erera, A., Savelsbergh, M. (2013), “Balancing fleet size and repositioning costs in ltl trucking”, *Annals of operations research*, vol. 203, n. 1, pp. 235-254 – <https://doi.org/10.1007/s10479-011-0924-1>.
- Ceschia, S., Schaerf, A., Stützle, T. (2013), “Local search techniques for a routing-packing problem”, *Computers and industrial engineering*, vol. 66, n. 4, pp. 1138-1149 – <https://doi.org/10.1016/j.cie.2013.07.025>.
- Chen, H.-K. (2016), “Sequential auto carrier loading problem”, *Transportation research record*, vol. 2548, n. 1, pp. 53-61 – <https://doi.org/10.3141/2548-07>.
- Commissione Europea (2011), *White paper on transport — Roadmap to a single European transport area — Towards a competitive and resource-efficient transport system*, Luxembourg: Publications Office of the European Union – <https://doi.org/10.2832/30955>.
- Cormen, T.H., Leiserson, C.E., Rivest, R.L., Stein, C. (2009), *Introduction to algorithms*, The MIT Press.
- Csehi, C.G., Tóth, A., Farkas, M. (2019), “A Self-Bounding Branch & Bound Procedure for Truck Routing and Scheduling”, *Informatica*, vol. 4, n. 1, pp. 33-38 – <https://doi.org/10.31449/inf.v43i1.2681>.
- Dalla Chiara, B. (2019), “What evolutions and technological solutions are necessary for sustainable land transport systems”, *E3S web of conferences*, vol. 119, art. 00018 – <https://doi.org/10.1051/e3sconf/201911900018>.

Dawande, M., Kalagnanam, J., Keskinocak, P., Ravi, R., Salman, F.S. (2000), “Approximation algorithms for the multiple knapsack problem with assignment restrictions”, *Journal of combinatorial optimization*, vol. 4, pp. 171-186 – <https://doi.org/10.1023/A:1009894503716>

De Giovanni L., Gastaldon N., Sottovia F., “A two-level local search heuristic for pickup and delivery problems in express freight trucking”, *Networks*, vol. 74, n. 4, pp. 333-350 – <https://doi.org/10.1002/net.21917>

Dell’Amico, M., Falavigna, S., Iori, M. (2015), “Optimization of a Real-World Auto-Carrier Transportation Problem”, *Transportation science*, vol. 49, n. 2, pp. 402-419 – <https://doi.org/10.1287/trsc.2013.0492>.

Domenici, A., Frosini, G. (2013), *Introduzione alla programmazione ed elementi di strutture dati con il linguaggio C++*, Franco Angeli Edizioni.

Eskigun, E., Uzsoy, R., Preckel P.V., Beaujon, G., Krishnan, S. e Tew, J.D. (2005), Outbound supply chain network design with mode selection, lead times and capacitated vehicle distribution centers, *European journal of operational research*, vol. 165, pp. 182-206 – <https://doi.org/10.1016/j.ejor.2003.11.029>.

Fisher, M.L. (1981), “The lagrangian relaxation method for solving integer programming problems”, *Management science*, vol. 27, n. 1, pp. 1-114 – <https://doi.org/10.1287/mnsc.27.1.1>.

Fukunaga, A.S., Korf, R.E. (2007), “Bin-completion algorithms for multicontainer packing, knapsack, and covering problems”, *Journal of artificial intelligence research*, vol. 28, 393–429 – <https://doi.org/10.1613/jair.2106>.

Fukunaga, A.S. (2011), “A branch-and-bound algorithm for hard multiple knapsack problems”, *Annals of operations research*, vol.184, n. 1, pp. 97-119 – <http://doi.org/10.1007/s10479-009-0660-y>.

Gendreau, M., Iori, M., Laporte, G., Martello, S. (2006) “A tabu search algorithm for a routing and container loading problem”, *Transportation science*, vol. 40, n. 3, pp. 342-350 – <https://doi.org/10.1287/trsc.1050.0145>.

Goncalves, J.F., Resende, M.G.C. (2011), “Biased random-key genetic algorithms for combinatorial optimization”, *Journal of heuristics*, n. 17, pp. 487–525 – <http://doi.org/10.1007/s10732-010-9143-1>.

Gschwind, T., Irnich, S., Tilk, C., Emde, S. (2019), “Branch-cut-and-price for scheduling deliveries with time windows in a direct shipping network”, *Journal of scheduling* – <http://doi.org/10.1007/s10951-019-00620-y>.

Hezarkhani, B., Slikker, M, Van Woensel, T. (2016), “A competitive solution for cooperative truckload delivery”, *OR spectrum*, vol. 38, n. 1, pp. 51–80 – <http://doi.org/10.1007/s00291-015-0394-y>.

- Hu, Z. Zhao, Y., Tao, S. e Sheng, Z. (2015), “Finished-vehicle transporter routing problem solved by loading pattern discovery”, *Annals of operations research*, n. 234, pp. 37–56 – <https://doi.org/10.1007/s10479-014-1777-1>.
- Hu, Z., Askin, R.G., Hu, G. (2019), “Hub relay network design for daily driver routes”, *International journal of production research*, vol. 57, n. 19, pp. 6130-6145 – <https://doi.org/10.1080/00207543.2019.1571253>.
- Iori, M., Martello, S. (2010), “Routing problems with loading constraints”, *TOP*, n. 18, pp. 4–27 – <https://doi.org/10.1007/s11750-010-0144-x>.
- Jørgensen, M. (2007), “Forecasting of software development work effort: Evidence on expert judgement and formal models”, *International journal of forecasting*, vol. 23, n. 3, pp. 449-462 – <https://doi.org/10.1016/j.ijforecast.2007.05.008>.
- Lai, M., Cai, X., Hu, Q. (2017) “An iterative auction for carrier collaboration in truckload pickup and delivery”, *Transportation research part E: Logistics and transportation review*, vol. 107, pp. 60-80 – <https://doi.org/10.1016/j.tre.2017.09.006>.
- Lalla-Ruiz E., Voß S. (2015), “A Biased Random-Key Genetic Algorithm for the Multiple Knapsack Assignment Problem”, *Learning and intelligent optimization. Lecture notes in computer science*, 9th International Conference on Learning and Intelligent Optimization, presso Lyon, Francia, vol. 8994, pp. 218-222 – https://doi.org/10.1007/978-3-319-19084-6_19.
- Martello, S., Toth, P. (1981), “A bound and bound algorithm for the zero-one multiple knapsack problem”, *Discrete applied mathematics*, vol. 3, n. 4, pp. 275–288 – [https://doi.org/10.1016/0166-218X\(81\)90005-6](https://doi.org/10.1016/0166-218X(81)90005-6).
- Martello, S., Toth, P. (1990), *Knapsack problems: Algorithms and computer implementations*, John Wiley & sons – <http://www.or.deis.unibo.it/knapsack.html>
- Martello, S., Monaci, M. (2020), “Algorithmic approaches to the multiple knapsack assignment problem”, *Omega*, vol. 90, art. 102004 – <https://doi.org/10.1016/j.omega.2018.11.013>.
- Pappalardo, M., Passacantando, M. (2014), *Ricerca operativa*, Pisa University Press.
- Pérez, M.A.J., Loaiza, R.E.P., Flores, P.M.Q., Ponce, O.A., Peralta, C.F.A (2019), “Heuristic Algorithm for the Routing and Scheduling Problem with Time Windows: A Case Study of the Automotive Industry in Mexico”, *Algorithms*, vol. 12, n. 5, Art. 111 – <https://doi.org/10.3390/a12050111>.
- Pisinger, D. (1999), “An exact algorithm for large multiple knapsack problems”, *European journal of operational research*, vol. 114, n. 3, pp. 528–541 – [https://doi.org/10.1016/S0377-2217\(98\)00120-9](https://doi.org/10.1016/S0377-2217(98)00120-9).
- Rajahonka, M. e Bask, A. (2016), “The development of outbound logistics services in the automotive industry”, *The international journal of logistics management*, vol. 27, n. 3, pp. 707-737 – <https://doi.org/10.1108/IJLM-08-2012-0082>.

Raothanachonkun, P., Sano, K., Wisetjindawat, W., Matsumoto, S. (2007), “Estimating truck trip origin-destination with commodity-based and empty trip models”, *Transportation research record*, pp. 43-50 – <https://doi.org/10.3141/2008-06>.

Shojaa, A., Molla-Alizadeh-Zavardehia, S., Niroomandb, S. (2019), “Adaptive meta-heuristic algorithms for flexible supply chain network design problem with different delivery modes”, *Computers & industrial engineering*, n. 138, art. 106107 – <https://doi.org/10.1016/j.cie.2019.106107>.

Spears, W.M., DeJong, K.A. (1991), “On the virtues of parameterized uniform crossover”, *Proceedings of the fourth International conference on genetic algorithms*, pp. 230-236.

Stroustrup, B. (1986), “An overview of C++”, *ACM SIGPLAN notices*, vol. 21, n. 10, pp. 7-18 – <https://doi.org/10.1145/323648.323736>.

Tadei, R., Perboli, G., Della Croce, F. (2002), “A Heuristic Algorithm for the Auto-Carrier Transportation Problem”, *Transportation science*, vol. 36, n. 1, pp. 55-62 – <https://doi.org/10.1287/trsc.36.1.55.567>.

Wang, Y., Chen, F. (2019), “An Auto-carrier Loading Problem with Inter-set Costs in Urban Outbound Logistics of Automobiles”, *Proceedings - 2019 IEEE International conference on smart manufacturing, industrial and logistics engineering* presso Hangzhou, Cina, pp. 164-168 – <https://doi.org/10.1109/SMILE45626.2019.8965278>.

Wang, Y., Fu, S. e Yu, L. (2008), “Study on the Vehicle Routing Problem of Automobile Logistics”, *2008 IEEE International conference on service operations and logistics, and informatics* presso Beijing, Cina, IEEE – <https://doi.org/10.1109/SOLI.2008.4683026>.

Vilkelis, A., Jakovlev, S. (2014), “Outbound supply chain collaboration modelling based on the automotive industry”, *Transport*, vol. 29, n. 2, pp. 223-230 – <https://doi.org/10.3846/16484142.2013.789980>.

Sitografia

[1] www.i-fast.it, visitato a marzo 2020.

[2] www.ecgassociation.eu, visitato a marzo 2020.

Appendice

BASE DATI TRATTE					
ORIGINE	DESTINAZ.	DISTANZA [km]	DURATA [h]	VOLUMI [viaggi/sett.]	MARGINE [€]
A	1	390	9	2	408.52
A	2	1027	18.8	4	-68.16
A	10	299	7.6	4	284.03
A	14	169	5.6	7	41.56
A	15	59	3.9	19	134.03
A	18	260	7	3	38.08
A	20	169	5.6	2	131.56
A	24	169	5.6	2	53.56
A	26	891	16.7	2	420.68
A	34	52	3.8	37	68.56
A	36	182	5.8	3	41.31
A	37	429	9.6	4	26.05
A	38	566	11.7	8	146.83
A	39	533	11.2	13	307.04
A	40	761	14.7	19	111.3
A	41	358	8.5	5	-108.4
A	47	1099	19.9	18	125.47
A	55	13	0.2	199	0
A	58	143	5.2	28	143
B	9	202	6.1	4	39.91
B	10	1092	19.8	6	153.8
B	16	306	7.7	3	89.95
B	21	481	10.4	5	-69.07
B	25	579	11.9	3	-44.18
B	26	98	4.5	3	61.71
B	28	202	6.1	2	192.06
B	32	137	5.1	9	186.99
B	33	143	5.2	2	116.06
B	34	800	15.3	8	227.35
B	36	741	14.4	5	-102.72
B	56	150	5.3	10	148.86
C	9	332	8.1	8	74.33
C	12	1502	26.1	6	-23.92
C	13	1112	20.1	14	624.09
C	16	280	7.3	4	69.3
C	18	618	12.5	13	1.29

C	21	592	12.1	25	-133.55
C	23	228	6.5	4	73.99
C	25	533	11.2	7	-31.91
C	26	202	6.1	3	76.81
C	28	59	3.9	31	188.91
C	30	371	8.7	4	56.55
C	32	241	6.7	5	94.29
C	33	241	6.7	3	37.41
C	36	689	13.6	2	-25.46
C	37	579	11.9	5	-64.17
C	38	1112	20.1	3	21.54
C	41	592	12.1	2	-64.47
C	A	761	14.7	41	19.19
C	47	1495	26	3	178.53
C	D	1534	26.6	3	-157.22
D	1	1261	22.4	10	-24.3
D	6	1274	22.6	12	-129.94
D	10	1580	27.3	2	-34.86
D	41	1320	23.3	10	-11.02
D	42	1170	21	16	-101.69
D	A	1424	24.9	20	-140.52
D	50	1196	21.4	9	-80.57
D	64	1450	25.3	18	-365.14
1	6	260	4	199	-460.7
1	59	156	2.4	199	-241.23
2	5	169	5.6	3	-24.1
2	48	137	2.1	199	-171.09
3	34	-33	2.5	2	163.99
4	8	488	10.5	5	304.46
4	41	741	14.4	5	186.34
5	48	39	0.6	199	-52.6
6	1	260	7	32	197.57
6	16	917	17.1	4	29.6
6	17	247	6.8	21	39.86
6	22	72	4.1	27	118.16
6	24	33	3.5	26	141.74
6	26	806	15.4	5	-22.28
6	28	618	12.5	4	69.98
6	32	605	12.3	18	59.05
6	34	202	6.1	29	-69.64
6	38	462	10.1	4	136.3
6	39	416	9.4	10	169.51

6	62	241	3.7	199	-253.72
7	19	371	8.7	7	147.55
7	35	59	3.9	15	116.31
7	37	117	4.8	57	114.81
8	3	20	0.3	199	-24.5
8	6	91	1.4	199	-113.93
8	A	169	2.6	199	-208.26
8	50	85	1.3	199	-105.35
8	60	130	2	199	-155.58
9	16	501	10.7	4	48.69
9	21	247	6.8	7	38.96
9	23	130	5	8	132.29
9	24	540	11.3	2	10.74
9	26	299	7.6	3	37.3
9	28	293	7.5	3	105.87
9	32	85	4.3	10	105.19
9	32	78	4.2	7	98.26
9	34	598	12.2	3	78.79
9	36	611	12.4	3	74.54
10	A	299	4.6	199	-605.78
10	49	286	7.4	5	46.09
10	59	338	5.2	199	-440.54
11	48	312	4.8	199	-385.5
12	48	286	4.4	199	-348.69
13	46	377	5.8	199	-457.71
14	58	52	0.8	199	-61.25
15	A	59	0.9	199	-73.5
16	43	117	1.8	199	-147.01
17	50	143	2.2	199	-171.51
17	54	91	1.4	199	-110.25
18	42	33	0.5	199	-36.75
18	50	52	0.8	199	-67.38
18	60	117	1.8	199	-147.01
18	62	137	2.1	199	-143.72
19	62	65	1	199	-60
20	41	189	2.9	199	-232.76
20	58	59	0.9	199	-73.5
21	41	52	0.8	199	-61.25
22	6	78	1.2	199	-98
22	A	202	3.1	199	-245.01
22	42	117	1.8	199	-147.01
22	50	85	1.3	199	-104.13

22	60	143	2.2	199	-171.51
23	B	98	1.5	199	-122.5
24	6	39	0.6	199	-49
24	60	169	2.6	199	-208.26
24	62	228	3.5	199	-242.09
25	50	39	0.6	199	-49
25	60	20	0.3	199	-26.95
26	B	98	1.5	199	-122.5
26	52	20	0.3	199	-24.5
26	53	72	1.1	199	-85.75
26	56	59	0.9	199	-73.5
27	6	72	1.1	199	-85.75
28	C	72	1.1	199	-85.75
29	B	280	4.3	199	-344.24
29	9	189	2.9	199	-232.76
29	C	312	4.8	199	-379.76
30	54	52	0.8	199	-61.25
32	B	137	2.1	199	-167.83
32	9	85	1.3	199	-101.68
33	43	143	2.2	199	-171.51
33	52	72	1.1	199	-85.75
33	53	20	0.3	199	-24.5
33	56	52	0.8	199	-61.25
34	A	52	0.8	199	-61.25
35	7	59	0.9	199	-73.5
35	45	26	0.4	199	-34
36	6	52	0.8	199	-61.25
37	42	163	2.5	199	-196.01
37	54	150	2.3	199	-183.76
37	45	130	2	199	-137.43
38	4	195	3	199	-257.53
38	39	52	0.8	199	-60.25
38	46	137	2.1	199	-169.49
38	59	182	2.8	199	-224.72
39	4	241	3.7	199	-311.54
39	6	416	6.4	199	-697.61
39	24	267	7.1	5	-24
39	27	273	7.2	5	-72
39	34	319	7.9	5	122
39	36	202	6.1	5	17
39	46	111	1.7	199	-133.33
39	59	143	2.2	199	-182.54

40	48	247	3.8	199	-328.76
41	16	767	14.8	2	-19.29
41	18	293	7.5	2	169.35
41	21	52	3.8	3	195.26
41	26	559	11.6	2	22.59
41	26	572	11.8	3	182.74
41	30	273	7.2	2	306.84
41	32	325	8	2	48.38
41	34	351	8.4	2	120.86
41	36	358	8.5	3	188.8
42	18	33	3.5	11	103.07
42	21	319	7.9	12	-102.2
42	25	59	3.9	4	84.13
42	28	540	11.3	5	132.88
42	30	247	6.8	10	187.56
42	36	182	5.8	5	93.07
42	37	163	5.5	15	143.81
42	62	111	1.7	199	-115.23
43	9	202	6.1	11	-487.57
43	17	611	12.4	22	-52.84
43	18	806	15.4	18	-110.12
43	20	806	15.4	2	152.8
43	21	650	13	24	-202.66
43	23	293	7.5	14	77.13
43	25	722	14.1	6	-129
43	26	163	5.5	13	62.08
43	28	260	7	10	108.1
43	30	559	11.6	13	-81.21
43	31	468	10.2	12	124.05
43	32	358	8.5	11	59.8
43	33	130	5	7	116.96
43	36	891	16.7	22	-123.47
44	B	33	0.5	199	-39.2
45	35	39	3.6	2	340.81
45	39	819	15.6	12	52.68
45	D	878	16.5	51	-101.69
46	57	319	7.9	2	-61.88
47	D	455	7	199	-455.43
48	8	1099	19.9	31	24.55
49	48	26	3.4	2	-287.99
50	15	195	6	3	107.22
50	16	800	15.3	3	30.77

50	18	72	4.1	4	54.06
50	21	241	6.7	6	20.16
50	22	98	4.5	4	174.18
50	23	572	11.8	5	-3.26
50	24	130	5	2	116.69
50	25	39	3.6	2	82.89
50	26	689	13.6	3	50.34
50	28	494	10.6	3	168.35
50	29	371	8.7	3	286.55
50	30	208	6.2	3	236.56
50	31	1170	21	2	176.91
50	32	488	10.5	2	40.04
50	34	241	6.7	6	159.4
50	36	189	5.9	5	84.15
50	37	202	6.1	8	89.79
50	41	241	6.7	3	-13.71
50	43	741	14.4	2	-115.49
50	62	150	2.3	199	-183.76
51	48	241	3.7	199	-315.61
52	15	832	15.8	11	25.53
52	16	247	6.8	16	126.28
52	20	702	13.8	5	132.29
52	21	553	11.5	27	-118.8
52	23	169	5.6	21	150.23
52	24	761	14.7	9	55.11
52	25	663	13.2	9	-158.54
52	28	273	7.2	16	93.05
52	30	553	11.5	17	-85.63
52	31	488	10.5	11	163.14
52	32	221	6.4	12	77.13
52	33	59	3.9	10	129.11
52	34	865	16.3	18	226.87
52	36	832	15.8	16	-26.97
53	18	813	15.5	2	53.53
54	18	280	7.3	7	156.65
54	28	319	7.9	2	109.6
54	29	202	6.1	2	223.01
54	30	52	3.8	7	74.49
54	37	143	5.2	11	148.75
55	14	182	5.8	3	-8.18
55	21	358	8.5	3	-42.76
55	23	728	14.2	3	99.53

55	32	702	13.8	2	-105.73
55	37	429	9.6	3	-54.46
55	A	13	0.2	199	0
56	16	247	6.8	6	77.56
56	26	59	3.9	3	51.31
56	33	52	3.8	2	135.76
56	43	143	2.2	199	-172.73
56	52	59	0.9	199	-71.05
56	53	20	0.3	199	-24.5
57	50	33	0.5	199	-37.98
57	60	46	0.7	199	-55.13
58	6	215	6.3	6	57.92
58	15	143	5.2	3	56.71
58	18	273	7.2	4	59.05
58	20	59	3.9	2	135.31
58	21	241	6.7	7	78.47
58	22	208	6.2	4	78.56
58	24	182	5.8	5	24.58
58	25	280	7.3	5	-28.2
58	27	169	5.6	3	-9.36
58	34	143	5.2	9	86.31
58	36	241	6.7	9	20.81
58	A	150	5.3	24	-5.94
58	55	163	5.5	20	-18.19
59	57	377	8.8	2	29.21
60	44	579	11.9	9	103.07
60	64	1177	21.1	3	242.16
61	61	20	3.3	19	49.35
62	38	624	12.6	7	41.66
62	47	1014	18.6	19	770.33
63	47	462	10.1	11	279.72
64	48	143	2.2	199	-175.99
64	D	1326	20.4	199	-1363.2

Tabella A.1 – Base dati delle tratte in ingresso al modello

TRATTE INTEGRATIVE A VOLUME UNITARIO					
ORIGINE	DESTINAZ.	DISTANZA [km]	DURATA [h]	VOLUMI [viaggi/sett.]	MARGINE [€]
A	6	351	8.4	1	-182.8
A	16	1001	18.4	1	-272.23
A	22	202	6.1	1	48.81
A	23	722	14.1	1	111.78
A	25	280	7.3	1	-89.87
A	28	702	13.8	1	56.94
A	30	410	9.3	1	207.27
A	33	930	17.3	1	50.53
A	35	572	11.8	1	42.54
A	43	943	17.5	1	-111.73
B	15	748	14.5	1	28.05
B	24	683	13.5	1	41.96
B	31	579	11.9	1	137.19
B	39	1118	20.2	1	175.19
B	55	813	15.5	1	33.53
B	58	670	13.3	1	29.04
C	22	611	12.4	1	35.54
C	24	631	12.7	1	11.04
C	29	312	7.8	1	197.29
C	31	670	13.3	1	92.04
D	66	988	18.2	1	-325.6
2	D	1216	21.7	1	-147.84
9	6	592	12.1	1	-30.96
9	28	299	7.6	1	141.32
9	35	644	12.9	1	49.66
41	15	299	7.6	1	79.46
41	22	280	7.3	1	21.8
41	23	377	8.8	1	-35.7
41	24	299	7.6	1	73.36
41	25	260	7	1	42.84
41	28	488	10.5	1	272.79
41	29	241	6.7	1	311.84
41	31	1040	19	1	159.52
41	32	332	8.1	1	10.55
41	33	598	12.2	1	109.54
42	15	241	6.7	1	-4.19
42	16	839	15.9	1	59.68
42	22	111	4.7	1	171.06
42	23	611	12.4	1	-17.46

42	26	728	14.2	1	405.53
42	32	533	11.2	1	38.54
42	34	260	7	1	144.77
43	24	819	15.6	1	-137.17
43	35	904	16.9	1	-60.07
43	55	949	17.6	1	26.02
43	64	1846	31.4	1	-184.58
45	17	280	7.3	1	71.8
50	6	169	5.6	1	111.66
50	20	221	6.4	1	182.1
50	33	728	14.2	1	51.13
50	35	345	8.3	1	432.11
53	15	897	16.8	1	-6.72
53	16	260	7	1	75.75
53	21	618	12.5	1	-119.71
53	22	800	15.3	1	90.78
53	23	247	6.8	1	58.86
53	26	78	4.2	1	92.61
53	28	351	8.4	1	65.55
53	30	611	12.4	1	-65.63
53	32	293	7.5	1	84.55
53	34	949	17.6	1	-13.98
53	36	891	16.7	1	-45.47
53	56	20	3.3	1	308.12
55	35	572	11.8	1	13.1
65	21	312	7.8	1	31.69
65	23	78	4.2	1	141.81
65	26	241	6.7	1	142.13
65	28	241	6.7	1	145.81
65	31	722	14.1	1	97.78
65	34	657	13.1	1	239.87
66	D	988	18.2	1	-242.17

Tabella A.2 – Tratte integrative per esempio unità D

CAMPIONE VIAGGI GENERATI				
VIAGGIO	DURATA [h]	VOLUMI [viaggi/sett.]	MARGINE [€]	KM A VUOTO
A 39 34 A	19	5	368	52
A 26 52 34 A	34	2	561	71
A 58 6 24 6 39 34 A	33	5	522	90
A 26 52 33 52 34 A	39	2	605	143
B 34 A 39 34 A 26 B	54	2	832	201
A 58 34 A	11	9	168	52
A 26 52 23 B 34 A	40	2	590	169
B 34 A 26 52 23 B	40	2	590	168
B 56 33 52 34 A 26 B	45	2	661	221
A 26 B 56 33 52 34 A	45	2	661	221
A 58 6 39 34 A	29	5	430	52
A 58 20 58 34 A	16	2	230	110
A 58 20 58 6 39 34 A	34	2	492	110
A 26 B 56 26 52 34 A	44	2	638	169
B 56 26 52 34 A 26 B	44	2	638	169
A 26 56 33 52 34 A	39	2	562	181
A 26 52 33 56 52 34 A	39	2	558	181
B 34 A 58 34 A 26 B	45	2	632	201
A 26 56 26 52 34 A	38	2	539	130
A 39 36 6 39 34 A	36	5	493	103
A 26 B 34 A	34	2	464	149
B 34 A 26 B	34	2	464	149
B 34 A 58 A 26 B	44	2	602	149
B 34 A 15 A 26 B	39	2	525	208
B 34 A 55 A 26 B	34	2	464	175
A 58 20 58 A	15	2	200	58
B 56 33 56 26 52 23 B	21	2	277	168
B 56 33 52 23 B	17	2	226	169
A 39 4 8 3 34 A	29	2	378	311
B 34 A 58 55 A 26 B	45	2	589	162
B 56 52 34 A 26 B	41	2	540	208
A 26 B 56 52 34 A	41	2	540	208
B 34 A 58 15 A 26 B	45	2	590	208
A 58 6 22 6 39 34 A	34	5	450	130
A 26 56 33 56 52 34 A	40	2	515	221
A 58 6 22 50 34 A	24	6	312	136
A 26 52 20 58 34 A	37	2	480	129
A 58 21 41 18 50 34 A	28	2	360	156
A 39 24 6 39 34 A	37	5	464	90

A 26 52 24 6 39 34 A	50	2	632	110
A 26 B 26 52 34 A	40	2	500	169
B 26 52 34 A 26 B	40	2	500	169
A 26 56 52 34 A	35	2	441	168
B 56 26 52 23 B	16	3	203	117
A 26 52 20 58 A	37	2	450	77
A 58 18 42 18 50 34 A	24	4	300	136
A 39 36 6 22 50 34 A	30	5	375	188
A 26 B 56 26 B 34 A	45	2	541	246
A 58 18 42 25 50 34 A	24	4	299	123
B 28 C A 26 52 23 B	45	2	550	188

Tabella A.3 – Campione di cinquanta viaggi generati

ASSEGNAZIONI UNITÀ D – ESEMPIO					
BISARCA	UNITÀ	VIAGGIO	DURATA [h]	MARGINE [€]	KM A VUOTO
1	D	D 41 18 62 47 D	58	330	591
2	D	D 41 18 62 47 D	58	330	591
3	D	D 41 25 50 35 45 D	56	279	65
4	D	D 50 18 42 18 62 47 D	57	213	623
5	D	D 50 18 42 18 62 47 D	57	213	623
6	D	D 50 18 42 18 62 47 D	57	213	623
7	D	D 50 18 42 18 62 47 D	57	213	623
8	D	D 50 22 6 24 62 47 D	59	210	760
9	D	D 50 22 6 24 62 47 D	59	210	760
10	D	D 50 22 6 24 62 47 D	59	210	760
11	D	D 50 22 6 24 62 47 D	59	210	760
12	D	D 42 22 42 18 62 47 D	58	198	708
13	D	D 50 24 6 24 62 47 D	59	201	721
14	D	D 42 18 62 47 D	52	174	591
15	D	D 42 18 62 47 D	52	174	591
16	D	D 42 18 62 47 D	52	174	591
17	D	D 42 18 62 47 D	52	174	591
18	D	D 42 18 62 47 D	52	174	591
19	D	D 42 18 62 47 D	52	174	591
20	D	D 41 30 54 37 45 D	54	144	181
21	D	D 41 30 54 37 45 D	54	144	181
22	D	D 42 36 6 24 62 47 D	60	145	734

Tabella A.4 – Assegnazioni del modello applicato all'unità D

ASSEGNAZIONI FLOTTA					
BISARCA	UNITÀ	VIAGGIO	DURATA [h]	MARGINE [€]	KM A VUOTO
1	A	A 58 6 24 6 39 34 A	33	522	90
1	A	A 58 34 A	11	168	52
1	A	A 58 34 A	11	168	52
2	A	A 58 6 24 6 39 34 A	33	522	90
2	A	A 58 34 A	11	168	52
2	A	A 58 34 A	11	168	52
3	A	A 58 6 24 6 39 34 A	33	522	90
3	A	A 58 34 A	11	168	52
3	A	A 58 34 A	11	168	52
4	A	A 58 6 24 6 39 34 A	33	522	90
4	A	A 58 34 A	11	168	52
4	A	A 58 34 A	11	168	52
5	A	A 58 6 24 6 39 34 A	33	522	90
5	A	A 58 6 22 50 34 A	24	312	136
6	A	A 26 52 33 52 34 A	39	605	143
6	A	A 58 20 58 15 A	16	188	117
7	A	A 26 52 33 52 34 A	39	605	143
7	A	A 58 20 58 15 A	16	188	117
8	A	A 39 36 6 22 50 34 A	30	375	188
8	A	A 39 36 6 22 50 34 A	30	375	188
9	A	A 39 36 6 22 50 34 A	30	375	188
9	A	A 39 36 6 22 50 34 A	30	375	188
10	A	A 58 21 41 26 52 34 A	41	483	123
10	A	A 20 58 34 A	12	83	110
11	A	A 58 21 41 26 52 34 A	41	483	123
11	A	A 20 58 A	11	53	58
12	A	A 58 21 41 26 52 34 A	41	483	123
13	A	A 58 18 50 22 50 34 A	26	303	188
13	A	A 58 21 41 18 50 15 A	27	296	162
14	A	A 58 21 41 18 50 15 A	27	296	162
14	A	A 39 36 6 22 50 15 A	30	311	195
15	A	A 38 4 8 3 34 A	28	271	266
15	A	A 38 4 8 3 34 A	28	271	266
16	A	A 39 4 41 21 41 34 A	43	375	344
17	A	A 39 4 41 21 41 34 A	43	375	344
18	A	A 58 21 41 26 52 34 A	41	323	123
19	A	A 58 21 41 26 52 34 A	41	323	123
20	A	A 58 25 60 44 B 34 A	41	319	104
21	A	A 58 25 60 44 B 34 A	41	319	104
22	A	A 58 25 60 44 B 34 A	41	319	104

23	A	A 39 24 6 26 52 34 A	51	353	110
24	A	A 39 24 6 26 52 34 A	51	353	110
25	A	A 39 24 6 26 52 34 A	51	353	110
26	A	A 39 24 6 26 52 34 A	51	353	110
27	A	A 39 24 6 26 52 34 A	51	353	110
28	A	A 18 50 26 52 34 A	38	162	123
29	A	A 18 50 26 52 34 A	38	162	123
30	A	A 39 27 6 32 B 34 A	50	208	260
31	A	A 1 59 57 50 29 C A	48	85	500
32	A	A 1 59 57 50 29 C A	48	85	500
33	A	A 38 4 41 32 9 34 A	51	39	331
34	A	A 38 4 41 32 9 34 A	51	39	331
35	A	A 38 4 8 50 29 C A	54	14	591
84	B	B 56 33 52 23 B	17	226	169
84	B	B 56 33 52 23 B	17	226	169
84	B	B 56 26 52 33 52 23 B	21	247	188
85	B	B 56 26 52 33 52 23 B	21	247	188
85	B	B 56 26 52 33 52 23 B	21	247	188
85	B	B 56 52 33 52 23 B	18	149	227
86	B	B 28 C 26 52 23 B	20	187	188
86	B	B 28 C 26 52 23 B	20	187	188
86	B	B 56 52 33 52 23 B	18	149	227
87	B	B 56 52 33 52 23 B	18	149	227
87	B	B 56 52 33 52 23 B	18	149	227
87	B	B 56 52 33 52 23 B	18	149	227
88	B	B 34 A 58 25 60 44 B	41	319	103
88	B	B 32 9 23 B	12	95	181
89	B	B 32 9 23 B	12	95	181
89	B	B 32 9 23 B	12	95	181
89	B	B 32 9 23 B	12	95	181
89	B	B 32 9 23 B	12	95	181
89	B	B 32 9 23 B	12	95	181
90	B	B 32 9 23 B	12	95	181
90	B	B 32 9 23 B	12	95	181
90	B	B 32 9 26 52 23 B	21	126	201
90	B	B 26 52 23 B	11	65	117
91	B	B 34 A 15 A 55 23 B	36	204	221
91	B	B 26 52 23 B	11	65	117
91	B	B 26 52 23 B	11	65	117
92	B	B 34 A 15 A 55 23 B	36	204	221
92	B	B 33 52 23 B	13	59	169
93	B	B 34 A 15 A 55 23 B	36	204	221

93	B	B 33 52 23 B	13	59	169
94	B	B 9 26 52 23 B	21	80	117
94	B	B 9 36 6 22 60 44 B	38	63	227
95	B	B 9 36 6 22 60 44 B	38	63	227
95	B	B 16 43 26 52 23 B	22	8	233
96	B	B 25 50 25 60 44 B	28	27	90
96	B	B 25 50 25 60 44 B	28	27	90
97	B	B 16 43 26 52 23 B	22	8	233
97	B	B 9 24 6 22 60 44 B	36	11	214
155	C	C 9 21 41 30 54 28 C	32	320	175
155	C	C 30 54 18 50 28 C	29	167	175
156	C	C 41 30 54 18 50 28 C	39	353	175
156	C	C 9 28 C	16	94	71
157	C	C 30 54 18 50 28 C	29	167	175
157	C	C 9 28 C	16	94	71
157	C	C 9 28 C	16	94	71
158	C	C 30 54 18 42 28 C	29	162	156
158	C	C 30 54 18 42 28 C	29	162	156
159	C	C A 18 50 30 54 28 C	38	189	175
159	C	C 26 52 28 C	14	60	91
160	C	C 41 21 41 36 6 28 C	39	181	175
161	C	C 9 21 41 36 6 28 C	38	162	175
162	C	C 9 21 41 36 6 28 C	38	162	175
163	C	C 9 36 6 24 6 28 C	39	163	162
164	C	C 9 26 52 28 C	24	95	91
164	C	C 33 53 18 42 28 C	35	77	123
165	C	C 33 53 18 42 28 C	35	77	123
166	C	C A 14 58 18 42 28 C	41	69	156
178	D	D 50 22 42 18 62 47 D	58	222	708
179	D	D 50 22 42 18 62 47 D	58	222	708
180	D	D 50 22 42 18 62 47 D	58	222	708
181	D	D 50 18 42 18 62 47 D	57	213	623
182	D	D 50 18 42 18 62 47 D	57	213	623
183	D	D 50 18 42 18 62 47 D	57	213	623
184	D	D 50 18 42 18 62 47 D	57	213	623
185	D	D 50 24 6 24 62 47 D	59	201	721
186	D	D 50 24 6 24 62 47 D	59	201	721
187	D	D 42 18 62 47 D	52	174	591
188	D	D 42 18 62 47 D	52	174	591
189	D	D 42 18 62 47 D	52	174	591
190	D	D 42 18 62 47 D	52	174	591
191	D	D 42 36 6 24 62 47 D	60	145	734

192	D	D 42 36 6 24 62 47 D	60	145	734
193	D	D 42 36 6 24 62 47 D	60	145	734
194	D	D 42 36 6 24 62 47 D	60	145	734
195	D	D 42 36 6 24 62 47 D	60	145	734
196	D	D 42 37 45 35 45 D	48	110	155
197	D	D 42 37 45 35 45 D	48	110	155

Tabella A.5 – Assegnazioni del modello applicato all'intera flotta