



Photo : Office fédéral de topographie swisstopo, 2022

# Optimisation de la planification d'une campagne de mesures nationales GNSS

**Sarah Fournier**

**Février 2026**

Domaine Ingénierie et Architecture

Master conjoint UNIGE-HES-SO en développement territorial

Orientation Ingénierie géomatique

Directrice : Dr Michela Thiémarc

Expert : Dr Daniel Willi

Mémoire no : 1200



**UNIVERSITÉ  
DE GENÈVE**

**Hes·so**  
Haute Ecole Spécialisée  
de Suisse occidentale



# Résumé

Ce travail de Master s'inscrit dans le cadre des campagnes de mesures GNSS réalisées par l'Office fédéral de topographie (swisstopo). L'objectif principal de ces campagnes d'une quinzaine de semaine est d'actualiser les réseaux géodésiques nationaux, indispensables à de nombreuses applications telles que la topographie ou l'aménagement du territoire. Elles consistent à effectuer des observations GNSS sur de nombreux sites répartis sur l'ensemble du territoire suisse. Elles sont effectuées chaque 6 ans afin de garantir la fiabilité et l'exactitude des données.

La réalisation de ces campagnes représente un défi logistique important. Les collaborateurs de terrain doivent planifier des déplacements quotidiens, gérer un nombre limité d'équipements GNSS et tenir compte de contraintes spécifiques à certains sites. Une organisation inefficace peut entraîner une augmentation significative de la durée totale de la campagne et des surcoûts opérationnels.

La répartition des sites, l'organisation des tournées et la répartition du territoire sont analysés et l'outil d'aide à la planification doit être cohérent et réaliste, respectant les contraintes opérationnelles et humaines.

Certains sites sont considérés comme dangereux ne pouvant pas être effectués par un seul collaborateur et nécessitent un équipement de protection individuelle (EPI). Ces sites sont désignés comme des PSAgA, qui imposent des conditions de visite plus contraignantes, notamment la présence simultanée de deux personnes. Leur prise en compte influence sensiblement l'organisation des tournées, la possibilité de constituer des binômes et la durée totale de la campagne. Ces contraintes sont intégrées dans le cadre de planification par l'affectation de règles spécifiques.

La méthodologie se base sur l'analyse de plusieurs tests de planification avec des contraintes opérationnelles et des règles de répartition spatiale. Les résultats montrent que des ajustements fondés uniquement sur la proximité géographique des sites ne suffisent pas à garantir une amélioration significative de la planification. L'augmentation du nombre de sous-secteurs entraîne souvent une redistribution globale des sites sans traiter spécifiquement les zones problématiques. Par ailleurs, la concentration de sites soumis à des contraintes spécifiques peut conduire à une augmentation significative du nombre total de jours de campagne et restreindre les possibilités d'organisation, telles que le travail en binôme ou l'aide d'un collaborateur du dépôt.

Ce prototype ne permet pas de remplacer intégralement la planification actuelle de swisstopo, mais de la compléter et de l'améliorer, par exemple en ayant diminué le nombre de jours de la campagne 2022 d'une dizaine de jours. De plus, la planification automatique de 170 jours a été diminuée de 7 jours de la planification du prototype selon la répartition de swisstopo, ce qui démontre l'efficacité et le potentiel de l'outil de planification.

Ce travail met ainsi en évidence les limites des approches actuelles de planification et constitue une base pour l'amélioration des outils d'aide à la planification des campagnes GNSS, en vue d'intégrer des stratégies plus avancées et mieux adaptées à la complexité du terrain et des tâches, tout en gardant une certaine flexibilité indispensable pour les collaborateurs sur le terrain.



# Remerciements

Je remercie sincèrement les personnes suivantes dans le cadre de ce travail de master :

- Dr. Michela THIEMARD, directrice de ce travail, pour ses conseils avisés, sa disponibilité et son accompagnement durant toute la durée de ce travail,
- Dr. Daniel WILLI, expert, sa relecture du rendu intermédiaire et ses conseils,
- MM. Jérôme CARREL, Ingénieur en géomatique et Graziano PALMA, technicien en géomatique, de swisstopo, pour leur collaboration et soutien durant toute la durée de ce travail,
- MM. Maxime FOURQUAUX et M. Armin THEILER pour leurs conseils et leur relecture de ce rapport,
- mes parents pour leur relecture et leur soutien,
- Mme. Noémie GÖRISCH pour son soutien et tous les travaux effectués ensemble durant le cursus du master,
- mes camarades de classe durant tout le cursus du master.



# Table des matières

<b>Introduction</b>	<b>1</b>
<b>1 Approche actuelle de swisstopo</b>	<b>3</b>
1.1 Contexte . . . . .	3
1.1.1 À quoi sert le système CHTRF ? . . . . .	3
1.2 Campagnes CHTRF . . . . .	4
1.2.1 Objectifs de la campagne . . . . .	4
1.2.2 Ressources nécessaires pour la campagne . . . . .	5
1.2.3 Facteurs externes / internes . . . . .	5
1.2.4 Organisation interne d'une campagne . . . . .	7
1.2.5 Evolution au fil du temps . . . . .	8
<b>2 Éléments théoriques</b>	<b>11</b>
2.1 Tournée de véhicules . . . . .	11
2.2 Programmation linéaire . . . . .	12
2.2.1 Programmation linéaire en nombre entier (PLNE) . . . . .	13
2.2.2 Programmation linéaire mixte (PLM) . . . . .	13
2.2.3 Exemples pratiques . . . . .	13
2.2.4 Comment un solveur résout-il une programmation linéaire ? . . . . .	17
<b>3 Principe de résolution et architecture du prototype</b>	<b>19</b>
3.1 Principe général de résolution appliqué au cas étudié . . . . .	19
3.1.1 Principales étapes du processus . . . . .	19
3.2 Architecture implémentation . . . . .	21
3.3 Implémentation technique . . . . .	21
3.3.1 Modélisation - PuLP . . . . .	21
3.3.2 Solveur . . . . .	21
<b>4 Prétraitement</b>	<b>23</b>
4.1 Routing entre les sites . . . . .	23
4.1.1 Comparaison des moteurs de routage . . . . .	23
4.1.2 Choix de la méthodologie . . . . .	24
4.2 Création des clusters . . . . .	25
4.2.1 Division d'un ensemble de données en clusters . . . . .	25
4.2.2 Synthèse . . . . .	32
<b>5 Sous-secteurs</b>	<b>33</b>
5.1 Optimisation de la création des sous-secteurs . . . . .	33
5.2 Routing et optimisation à l'intérieur des sous-secteurs . . . . .	33
5.3 Modèle mathématique - Routing et optimisation à l'intérieur des sous-secteurs . . . . .	34

5.3.1	Fonction objectif . . . . .	34
5.3.2	Contraintes de structure des sous-secteurs (composition, capacité) . . . . .	38
5.3.3	Contraintes d'une journée isolée (tournée journalière) . . . . .	40
5.3.4	Contraintes d'enchaînement des jours sur la semaine (pipeline + chaînage + dépôt) . . . . .	45
5.3.5	Contraintes techniques et règles opérationnelles spécifiques . . . . .	49
5.3.6	Contraintes non modélisées pour les sous-secteurs . . . . .	57
5.4	Post-optimisation sous-secteurs . . . . .	58
5.4.1	Principe de proximité entre un site et un sous-secteur . . . . .	58
5.4.2	Règles heuristiques 1 : Points frontières . . . . .	59
5.4.3	Règles heuristiques 2 : Mauvais jours . . . . .	60
5.4.4	Règles heuristiques 3 : Cascades . . . . .	62
<b>6</b>	<b>Secteurs</b>	<b>65</b>
6.1	Formation de binômes de sous-secteurs avec sites PSAgA . . . . .	66
6.1.1	Modèle mathématique - Evaluation d'un binôme PSAgA . . . . .	66
6.1.2	Modèle mathématique - Sélection des binômes de sous-secteurs . . . . .	75
6.2	Traitement des sous-secteurs PSAgA avec le support du dépôt . . . . .	77
6.2.1	Modèle mathématique - Variante aide du dépôt pour site PSAgA . . . . .	77
6.3	Regroupement final des sous-secteurs . . . . .	80
6.3.1	Prétraitement - Détermination des médoïdes . . . . .	80
6.3.2	Modèle mathématique - Regroupement par paires . . . . .	81
6.4	Contraintes non modélisées pour les secteurs . . . . .	81
6.4.1	Contraintes non modélisées - Général . . . . .	81
6.4.2	Contraintes non modélisées pour les binômes - Limites . . . . .	82
6.4.3	Contraintes non modélisées pour le dépôt - Limites . . . . .	82
<b>7</b>	<b>Planification</b>	<b>83</b>
<b>8</b>	<b>Evaluation et analyse du prototype</b>	<b>85</b>
8.1	Données et prétraitements . . . . .	85
8.1.1	Jeux de données . . . . .	85
8.1.2	Prétraitement . . . . .	86
8.2	Phase test 1 - Validation sur le jeu 2022 (comparaison swisstopo) . . . . .	88
8.2.1	Organisation réelle swisstopo (campagne effective) . . . . .	88
8.2.2	Prototype appliqué à la répartition swisstopo (Test 3) . . . . .	88
8.2.3	Prototype avec répartition optimisée (Test 1 et 2) - Automatique . . . . .	91
8.2.4	Analyse des résultats et leur comparaison . . . . .	94
8.3	Phase test 2 - Extension sur le jeu de donnée 2028 . . . . .	101
8.3.1	Prototype avec répartition automatique (Test 5) . . . . .	101
8.3.2	Prototype avec répartition manuelle (Test 4) . . . . .	102
8.3.3	Analyse et comparaisons globale . . . . .	105
8.3.4	Influence des règles heuristiques . . . . .	105
8.4	Phase test 3 - Test complémentaires sur la base du jeu 2028 . . . . .	107
8.4.1	Dissociation des sites PSAgA (Test 6) . . . . .	107
8.4.2	Augmentation du nombre d'antennes (Test 7) . . . . .	108
8.4.3	A partir du solveur CBC . . . . .	108

<b>9 Améliorations et perspectives</b>	<b>109</b>
9.1 Modèle métier . . . . .	109
9.1.1 Calcul de temps des trajets . . . . .	109
9.1.2 Contraintes . . . . .	109
9.2 Stabilisation et approche heuristique . . . . .	110
9.3 Performance et durabilité . . . . .	110
<b>Conclusion</b>	<b>112</b>
<b>Bibliographie</b>	<b>113</b>
<b>Annexes</b>	<b>117</b>



# Table des figures

1.1	Situation des PSAgA et sites demandant potentiellement 2 personnes (2028) . . . . .	6
1.2	Programme théorique actuel (I = Installation, C = Contrôle, R = Récupération, Exposant = Ordre de passage) . . . . .	7
1.3	Evolution des campagnes de 2010 - 2016 - 2022 . . . . .	8
2.1	Comparaison entre TSP et VRP . . . . .	11
3.1	Etapes de résolution du processus . . . . .	19
3.2	Principe du prototype . . . . .	20
3.3	Architecture d'implémentation (I = Input, O = Output) . . . . .	21
4.1	Concept du script pour déterminer les temps trajets entre chaque site / dépôt . . . . .	24
4.2	Comparaison du k-means et k-medoids . . . . .	26
4.3	Comparaison du nombre de médoïdes - Données 2022 . . . . .	26
4.4	Résultat de l'étape avec les contraintes mentionnées ci-dessus - Données 2022 . . . . .	29
5.1	Concept du script pour l'optimisation des sous-secteurs . . . . .	33
5.2	Matrices d'autorisation des jours par étape et par site (1 = autorisé, 0 = interdit). . . . .	56
5.3	Détection des mauvais jours pour chaque sous-secteur . . . . .	60
5.4	Placement sans cascade . . . . .	63
5.5	Placement avec cascade lorsque les voisins sont pleins . . . . .	64
8.1	Identification des sites présentant des tronçons manquants dans le routage (2028) ( <i>Version haute résolution en annexe F.1.3</i> ) . . . . .	86
8.2	Trajet entre Wabern - Sörenberg . . . . .	87
8.3	Test 3 - Répartition des sites (2022 - Swisstopo) - ( <i>cercle rouge = PSAgA, cercle bleu = Site du matin</i> ) - <i>Version haute résolution en annexe F.2.3</i> . . . . .	90
8.4	Répartition initiale des sites au sous-secteur <i>couleur = sous-secteur, étoile = médoïde</i> - <i>Version complète en annexe F.2.1</i> . . . . .	91
8.5	Test 2 - Répartition des sites (2022 - Automatique) - ( <i>cercle rouge = PSAgA, cercle bleu = Site du matin</i> ) - <i>Version haute résolution en annexe F.2.2</i> . . . . .	93
8.6	Test 3 - Avant (Sous-secteur) VS Après (Secteur) . . . . .	95
8.7	Test 2 (automatique) - Exemple de tentative de frontière pour un site entre itération 1 et 2. La flèche représente une frontière soit un échange de site. Bien que la frontière soit réalisable, elle n'est pas retenue. . . . .	96
8.8	Test 2 (automatique) - Exemple de tentative de cascade pour un site entre itération 1 et 2. Les flèches représentent les réaffectations successives entre sous-secteurs. Bien que la cascade soit réalisable, elle n'est pas retenue, car elle augmente le temps total de travail. . . . .	97
8.9	Test 2 - Exemple de rendu de trajet journalier sous-secteur 21 : série de vues - <i>Version haute résolution en annexe F.2.2</i> . . . . .	99

8.10 Test 2 - Indicateurs temporels et logistiques pour le sous-secteur 21 - *Version haute résolution en annexe F.2.2* . . . . . 100

8.11 Test 5 – Ajout de sous-secteurs supplémentaires (2028 - Automatique) - Sous-secteurs contraignants 102

8.12 Test 4 – Comparaison avant / après de la répartition des sous-secteurs (2028 - Manuelle) . . . . . 103

8.13 Test 4 - Répartition des sites (2028 - Manuelle) (*cercle rouge = PSAgA, cercle bleu = Site du matin*) - *Version haute résolution en annexe F.2.4* . . . . . 104

8.14 Test 4 (manuelle) - Exemple de tentative de cascade entre 2 itérations. Les flèches rouges représentent une réaffectation de site. . . . . 106

8.15 Test 6 – Regroupement des campagnes (séparation partielle des PSAgA et non PSAgA) (2028 - Manuelle) - *Version haute résolution en annexe F.2.6* . . . . . 107

# Liste des tableaux

4.1	Comparaison des temps et distances selon les moteurs de routage . . . . .	23
5.1	Pondération des termes de la fonction objectif . . . . .	36
5.2	Indexation des jours de la semaine . . . . .	40
5.3	Principe de masques d'autorisation par site et par étape (4 valeurs binaires : $D^{\text{inst}} = \text{Lun} - \text{Je}$ , $D^{\text{ctrl}} = \text{Ma} - \text{Ve}$ , $D^{\text{rec}} = \text{Me} - \text{Sa}$ ; 1 = autorisé, 0 = interdit). . . . .	56
8.1	Caractéristiques des jeux de données 2022 et 2028 . . . . .	86
8.2	Principaux paramètres (2022) . . . . .	88
8.3	Principaux sous-secteurs infaisables observés sur le jeu 2022 et ajustements appliqués . . . . .	91
8.4	Comparaison entre la campagne effective, la répartition de swisstopo (Test 3) et celle du prototype (Test 2) (2022) . . . . .	94
8.5	Principaux paramètres (2028) . . . . .	101
8.6	Principaux sous-secteurs infaisables observés sur le jeu 2028 et ajustements appliqués . . . . .	103
8.7	Comparaison entre la répartition automatique (test 5) et celle manuelle (test 4) (2028) . . . . .	105
8.8	Test 4 (manuelle) - Exemples de changements testés entre les itérations 1 et 2 . . . . .	105
8.9	Résultat de la campagne principale et secondaire (2028) . . . . .	107
8.10	Résultat avec 10 antennes (2028) . . . . .	108



# Abréviations

CVRP	Capacitated Vehicle Routing Problem (tourn�ee de v�ehicules avec contrainte de capacit�e)
GNSS	Global Navigation Satellite System
H	Hauptpunkte, soit les principaux points du r�eseau MN95
HFP	Ausgew�ahlte CHGeoid2003-Punkte, soit les points compl�ementaires
MN03	Mensuration nationale de 1903
MN95	Mensuration nationale de 1995
MTZ	Miler-Trucker-Zemlin
Nagra	Nationale Genossenschaft f�ur die Lagerung radioaktiver Abf�alle (Soci�et�e coop�erative nationale pour le stockage des d�echets radioactifs)
NEO	Neotectonikpunkte, soit les points utilis�es dans le suivi tectonique
OSRM	Open Source Routing Machine
ORS	openrouteservice
PL	Programmation/Optimisation lin�eaire
PLM	Programmation lin�eaire mixte
PLNE	Programmation lin�eaire en nombre entier
PSAgA	Pers�onliche Schutzausr�ustung gegen Absturz (�quipement de protection individuelle contre les chutes)
PVRP	Periodic Vehicle Routing Problem (tourn�ee de v�ehicules p�eriodique)
TRS	Terrestrial Reference System
TSP	Traveling Salesman Problem (probl�eme de transport du voyageur de commerce)
V	Verdichtungspunkte, soit les points de densification
VRP	Vehicle Routing Problem (probl�eme de tourn�ee de v�ehicules)
WGS84	World Geodetic System 1984
YAML	Yet Another Markup Language



# Introduction

## Contexte

Les campagnes nationales de mesures GNSS (Global Navigation Satellite System), réalisées par swisstopo dans le cadre du système de référence CHTRF, sont un pilier fondamental de la mensuration nationale en Suisse. Ces campagnes permettent de garantir la précision millimétrique du réseau géodésique national MN95 (mensuration nationale de 1995), essentielle pour la cartographie, l'ingénierie, l'aménagement du territoire et de nombreuses applications géospatiales. La planification et l'organisation de ces campagnes représentent un défi logistique, humain et technique. Leur exécution mobilise des ressources sur une période prolongée d'environ 4 mois, dépendante notamment de la complexité du terrain, des conditions météorologiques et des disponibilités du personnel.

La limitation des effectifs et la diversification des tâches de swisstopo nécessitent une meilleure gestion des ressources et une planification plus efficiente. La campagne doit, en effet, concilier rigueur scientifique et faisabilité opérationnelle, en limitant les coûts et les déplacements. La planification se base sur l'expérience des opérateurs et des outils internes, qui sont, à ce jour, peu automatisés ; des améliorations devraient être possibles.

Dans ce contexte, des méthodes et outils d'optimisation de la planification des campagnes GNSS doivent être développés, afin de réduire les kilomètres parcourus, d'équilibrer la charge de travail entre les collaborateurs et d'intégrer des facteurs externes, tels que la topographie, les contraintes saisonnières ou la météorologie. L'objectif est d'améliorer le processus, en maintenant la précision et la fiabilité du cadre de référence national.

L'Office fédéral de topographie (swisstopo) est l'initiateur de ce projet. L'objectif de ce projet est l'étude de la faisabilité d'une modélisation de la planification des campagnes nationales.

## Cahier des charges

Le cahier des charges de ce travail est ainsi défini :

1. Étude de la planification des campagnes de mesures nationales GNSS par swisstopo (chapitre 1),
2. Recherche et étude de la littérature (chapitre 2),
3. Développement d'un processus d'optimisation de planification des campagnes de mesures nationales GNSS (chapitres 3, 4, 5 et 6),
4. Comparaison des résultats via l'optimisation (chapitres 3, 4, 5 et 6) et ce qui est actuellement effectué par swisstopo (chapitre 8).

La structure du rapport correspond aux différentes étapes du projet mentionnées ci-dessus.



# Chapitre 1

## Approche actuelle de swisstopo

Ce chapitre se base sur la documentation de swisstopo et des échanges directs avec leurs collaborateurs. Les cours de géodésie (Guillaume, 2024a) du cursus de Master sont également pris en considération.

### 1.1 Contexte

Les systèmes de référence terrestre (terrestrial reference system ou TRS) regroupent l'ensemble des systèmes de référence liés à la surface de la Terre. Dans ces systèmes, les points situés sur Terre sont quasiment fixes et leurs coordonnées ne varient que très peu. Les variations à grande échelle ( $> 100$  km) proviennent principalement des mouvements tectoniques (plusieurs centimètres par an), des rebonds glaciaires (plusieurs centimètres par an en vertical) et des marées terrestres (jusqu'à 30 cm deux fois par jour). Les phénomènes locaux, tels que les glissements de terrain, sont dominants à une plus petite échelle. Ainsi, un système unique de référence terrestre pour tous les utilisateurs ne permettrait pas de prendre en considération les spécificités locales, notamment géologiques ou historiques (Guillaume, 2024a).

La mensuration nationale se base sur un réseau de points fixes géodésiques d'une précision millimétrique. Elle est gérée par l'Office fédéral de topographie. Ce réseau est la base de la cartographie officielle et de nombreuses applications techniques : ingénierie civile, géoinformation, aménagement du territoire ou géophysique (Office fédéral de topographie (swisstopo), 2022b). La précision des coordonnées est essentielle pour garantir la cohérence des données spatiales utilisées quotidiennement et des divers outils. Elle permet notamment d'assurer le positionnement exact des infrastructures, telles que tunnels ou voies ferrées.

Les cadres de référence correspondant aux différentes réalisations du système CHTRS95, qui est la base de la mensuration nationale, sont appelés CHTRF. swisstopo actualise le système de référence CHTRS95 tous les 6 ans afin de garantir la qualité du réseau et du cadre de référence en termes de stabilité, fiabilité et cohérence. La première réalisation CHTRF en 1998 a été effectuée suite à la première campagne de mesure GNSS en 1995 et la dernière date de 2022. Le système terrestre suisse (CH1903+) est lié au système CHTRS95. Son cadre de référence (MN95) est le système de référence dans lequel les données de la mensuration officielle sont déterminées. Le CH1903+, qui est en lien direct avec le CHTRS95, est également compatible avec les méthodes modernes de positionnement global.

#### 1.1.1 A quoi sert le système CHTRF ?

Le système CHTRF définit la position tridimensionnelle des points fixes du réseau national GNSS. Il constitue la base du système MN95, qui a remplacé l'ancien système MN03 (mensuration nationale de 1903) datant du

XX<sup>e</sup> siècle. Ce cadre de référence est redéfini tous les 6 ans, lors de la campagne nationale de mesures GNSS, afin d’assurer la stabilité et la précision du réseau (Office fédéral de topographie (swisstopo), 2022a).

Actuellement, le système CHTRF est composé de 223 points fixes, qui appartiennent à la catégorie planimétrique de catégorie 1 (PFP1) (figure 1.1). Ils sont répartis sur l’ensemble du territoire suisse en fonction de la densité de la population : plus cette dernière est dense et l’activité économique importante dans une région (le Plateau), plus les points sont utilisés et la densité des points doit être donc plus importante sur le Plateau que dans les Alpes ou le Jura. Conformément à la directive de détermination des points fixes de la mensuration officielle, la densité doit être au minimum de 0.5 PFP1/2 par km<sup>2</sup> sur l’ensemble du territoire (Office fédéral de topographie (swisstopo), 2005). Ces points fixes sont répartis dans plusieurs catégories :

- **H (Hauptpunkte)** : principaux points du réseau MN95, ancrés dans la roche et géologiquement stables (47 %),
- **V (Verdichtungspunkte)** : points de densification destinés à renforcer la couverture spatiale (47 %),
- **NEO (Neotektonikpunkte)** : points utilisés dans le cadre du suivi tectonique en collaboration avec la Nagra<sup>1</sup> (2 %),
- **HFP (Ausgewählte CHGeoid2003-Punkte)** : points utilisés dans la détermination du géoïde et mesurés pour compléter certaines zones (4 %).

Ces campagnes nationales permettent de contrôler la stabilité du cadre de référence MN95, mesurer les déplacements tectoniques à long terme et garantir la cohérence entre les différents systèmes GNSS mondiaux (GPS, Galileo, Glonass, Beidou). Elles constituent également une base essentielle pour d’autres produits nationaux, tels que le modèle de géoïde suisse (CHGeoïd), utilisé pour relier les hauteurs géométriques aux hauteurs physiques ou effectuer les études géologiques de la Nagra sur la stabilité du sous-sol (swisstopo, 2022).

## 1.2 Campagnes CHTRF

### 1.2.1 Objectifs de la campagne

La campagne permet de contrôler le cadre de référence officiel MN95 : la répétition des mesures permet de vérifier la qualité du cadre de référence officiel (CHTRF) et, le cas échéant, de l’adapter.

La Suisse, située sur la plaque eurasienne, se déplace de 2.5 cm par an vers le Nord-Est et des déformations locales de l’ordre du millimètre par an sont observées, notamment en raison du soulèvement des Alpes (Office fédéral de topographie (swisstopo), 2021). Ces déplacements, certes faibles, influencent les coordonnées géographiques et nécessitent un réajustement régulier du cadre de référence nationale. Sans une mise à jour régulière, l’exactitude des coordonnées diminuerait dans le temps et généreraient des erreurs cumulées dans les applications géospatiales.

Le déplacement annuel du territoire dans le système CHTRF est d’environ 1 mm/an. Une mesure annuelle ne permettrait pas de constater un changement aussi faible et serait très coûteuse et peu efficace ; une mesure tous les 10 ans serait trop longue et la qualité des données serait ainsi diminuée. swisstopo effectue ainsi la campagne nationale tous les 6 ans, compromis entre la fréquence nécessaire pour la détection des mouvements significatifs et la limitation des ressources. Une mesure tous les 6 ans détecte une variation d’environ 5 mm avec des mesures statiques par GNSS.

La Suisse est découpée en 5 *puzzles*. Une campagne partielle couvre chaque année un puzzle, en fonction des besoins (destruction ou suppression du point, demandes spécifiques). Tous les 6 ans, tous les sites des 5 puzzles sont mesurés dans le cadre de la campagne nationale. Ces éléments permettent de garantir une couverture homogène et une répartition de la charge de travail dans la durée.

---

1. Nationale Genossenschaft für die Lagerung radioaktiver Abfälle, soit en français Société coopérative nationale pour le stockage des déchets radioactifs.

## 1.2.2 Ressources nécessaires pour la campagne

- **Ressources humaines et matérielles** : Ces campagnes nécessitent d'importantes ressources, tant économiques qu'organisationnelles. La spécialisation des personnes rend plus difficile leur mobilisation, y compris dans un même département. Des raisons historiques et liées à l'amortissement d'un matériel coûteux doivent également être prises en considération.
- **Formation d'un personnel spécialisé** : La formation du personnel est longue (formation initiale pour l'équipement de protection individuelle antichute (EPI), accompagnement de 3 jours sur le terrain et acquisition de l'expérience nécessaire) et l'organisation de campagnes plus fréquentes (tous les 4 ans, par exemple) serait difficile.

## 1.2.3 Facteurs externes / internes

La planification des campagnes GNSS dépend de contraintes techniques, humaines, environnementales et logistiques. Ces éléments constituent la base de réflexion et d'analyse pour l'optimisation du processus.

### 1.2.3.1 Facteurs techniques

L'organisation de la campagne 2028 dépend notamment des facteurs techniques, dont certains ne peuvent pas être modifiés dans le cadre de la planification et d'autres le peuvent.

**Facteurs techniques non adaptables** Ainsi, les facteurs suivants ne peuvent pas ou ne doivent pas, en l'état, être adaptés :

- la répartition des interventions (printemps : Plateau et Jura, été : les Alpes, en fonction de l'enneigement des sites),
- l'accessibilité de certains sites en fonction des saisons (moissons, pâturage) ou restrictions locales (zones publiques, évènements),
- la limitation du nombre de véhicules (2 véhicules et donc 2 collaborateurs simultanément sur le terrain),
- la durée fixe de 3 jours des fenêtres d'observation (installation, contrôle, récupération), en ayant au minimum 2 nuits, durant lesquelles les mesures sont plus précises et fiables.

**Facteurs techniques adaptables** Les facteurs suivants doivent faire l'objet d'une analyse et peuvent, le cas échéant, être adaptés :

- le nombre de sites visités : 223 sites, dont 3 classés *rouges* nécessitant l'intervention de 2 collaborateurs pour des raisons de sécurité (utilisation obligatoire des PSAgA<sup>2</sup> - Suva, 2026) et 21 oranges pouvant nécessiter l'intervention de 2 collaborateurs, notamment pour des raisons météorologiques (figure 1.1),
- les HFP, qui sont facultatifs, ne doivent être mesurés qu'en cas de doute sur la qualité et la fiabilité des autres mesures de leur zone et non pas pour l'accomplissement d'heures supplémentaires du collaborateur, sans amélioration de l'efficacité et de la qualité de la campagne,
- l'augmentation de 4 à 5 antennes par collaborateur avec la possibilité, dans certains secteurs, d'augmenter ainsi à 9 ou 10 sites par semaine,
- la planification des sites nécessitant 2 opérateurs disposant de la formation requise pour des raisons de sécurité et, le cas échéant, une planification spécifique ou non de ces interventions. 30 % de temps supplémentaire doit être pris en considération dans la planification des sites rouges et oranges nécessitant la présence de 2 personnes.

Depuis 2022, la politique interne de swisstopo a été modifiée en donnant plus de flexibilité aux collaborateurs. Les critères ont été renforcés pour qu'un site soit défini comme PSAgA ; plusieurs sites ont, depuis 2022, changé

---

2. Persönliche Schutzrüstung gegen Absturz, soit en français équipement de protection individuelle contre les chutes.

ainsi de catégorie et sont devenus orange pour la prochaine campagne. L'opérateur décidera, en fonction des conditions météorologiques et de sa forme physique, de visiter les sites oranges seul ou avec un de ses collègues.

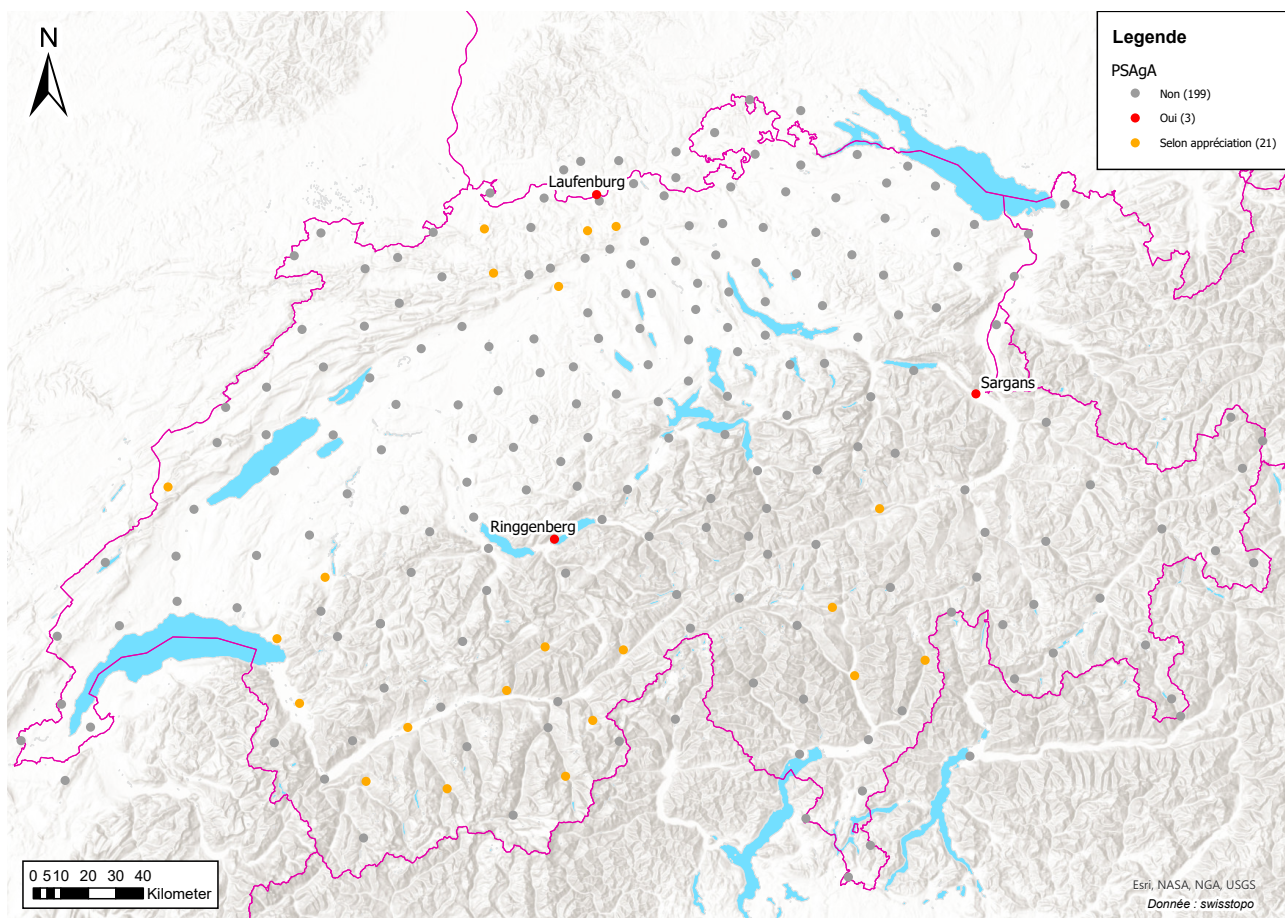


FIGURE 1.1 – Situation des PSaGA et sites demandant potentiellement 2 personnes (2028)

### 1.2.3.2 Facteurs humains

Les facteurs humains sont répartis en trois sous-catégories :

— **Ressources et disponibilités**

- 2 collaborateurs actifs par semaine, nombre limité en fonction du nombre de véhicules disponibles. Un collaborateur supplémentaire peut être requis pour les sites exigeant 2 personnes,
- période des vacances des collaborateurs (vacances scolaires de leurs enfants),

— **Organisation du travail**

- intervention simultanée dans les deux sous-secteurs du secteur afin d'avoir une proximité des collaborateurs,
- possibilité d'un bloc de travail sur 2 semaines afin de réduire les trajets pour les sites éloignés du dépôt (Grisons et Tessin),

— **Planification hebdomadaire**

- une semaine de travail se déroule du lundi au samedi. Le nombre maximal d'heures par jour est de 12 heures,
- planification des sites plus difficiles et pénibles en début de semaine, en raison de la fatigue accumulée par les collaborateurs.

### 1.2.3.3 Facteurs environnementaux et logistiques

Les facteurs environnementaux et logistiques sont :

- **Conditions naturelles**
  - météo (conditions météorologiques et enneigement avec possibilité d’annulation ou de retard dans les mesures) avec l’intégration de l’historique météorologique dans la planification,
  - altitude et saisonnalité (mesures des sites d’altitude en été),
- **Transport**
  - accessibilité directe en voiture ou utilisation d’autres moyens de transport (remontées mécaniques, marche) avec l’intégration d’une estimation individuelle pour les sites spécifiques,
  - position géographique des opérateurs (proximité favorisée et continuité spatiale).
- **Calendriers**
  - période des mesures entre avril et octobre (période avec peu de neige et météo la plus clémente), soit une fenêtre de 16 à 18 semaines,
  - jours fériés cantonaux.

## 1.2.4 Organisation interne d’une campagne

Les différentes contraintes mentionnées ci-dessus (paragraphe 1.2.3) exigent une planification flexible et dynamique afin d’adapter, le cas échéant, le programme en fonction des conditions du terrain et des imprévus.

### 1.2.4.1 Mesures

**Programmes** Chaque site est visité durant 3 jours successifs : installation, contrôle et récupération. Un contrôle est réalisé le deuxième jour afin de s’assurer du bon déroulement de la mesure et de l’absence de problèmes techniques. Il est important de disposer des mesures sur 2 nuits, période propice pour l’obtention d’informations plus fiables et stables, en raison des effets de la troposphère, de l’ionosphère et des multi-trajets. Ces effets sont influencés notamment par l’atmosphère, plus particulièrement par la vapeur d’eau et les variations de température, qui sont, en général, plus stables et moins volatiles durant la nuit. Le planning (figure 1.2) est théorique et chaque opérateur l’adapte quotidiennement afin de minimiser son temps et son nombre de kilomètres.

		Jours de la semaine					
		Lundi	Mardi	Mercredi	Jeudi	Vendredi	Samedi
Numéro du site	Dépôt	Départ <sup>1</sup>					Arrivée <sup>2</sup>
	1 + 2	I <sup>2</sup>	C <sup>2</sup>	R <sup>1</sup>			
	3 + 4		I <sup>1</sup>	C <sup>3</sup>	R <sup>1</sup>		
	5 + 6			I <sup>2</sup>	C <sup>3</sup>	R <sup>1</sup>	
	7 + 8				I <sup>2</sup>	C <sup>2</sup>	R <sup>1</sup>

FIGURE 1.2 – Programme théorique actuel (I = Installation, C = Contrôle, R = Récupération, Exposant = Ordre de passage)

### 1.2.5 Evolution au fil du temps

Une année-homme pour les travaux sur le terrain est nécessaire, dans le cadre de la campagne nationale, pour contrôler le cadre de référence MN95 avec une précision millimétrique et assurer une bonne qualité et fiabilité du système.

Les 3 dernières campagnes ont été organisées sur les mêmes bases et leur efficacité n'a pas pu être significativement améliorée. Les variations des indicateurs sont, en général, faibles (variation inférieure à 2% entre les campagnes de 2016 et 2022), notamment pour les indicateurs suivants :

- nombre de collaborateurs,
- nombre des sites mesurés,
- nombre de jours de collaborateurs sur le terrain,
- nombre d'heures de mesure GNSS,
- durée de stationnement.

Le minimum requis de stationnement étant de 2 nuits, la durée de stationnement (actuellement de 44 h en moyenne) ne devrait pas significativement varier dans les prochaines campagnes.

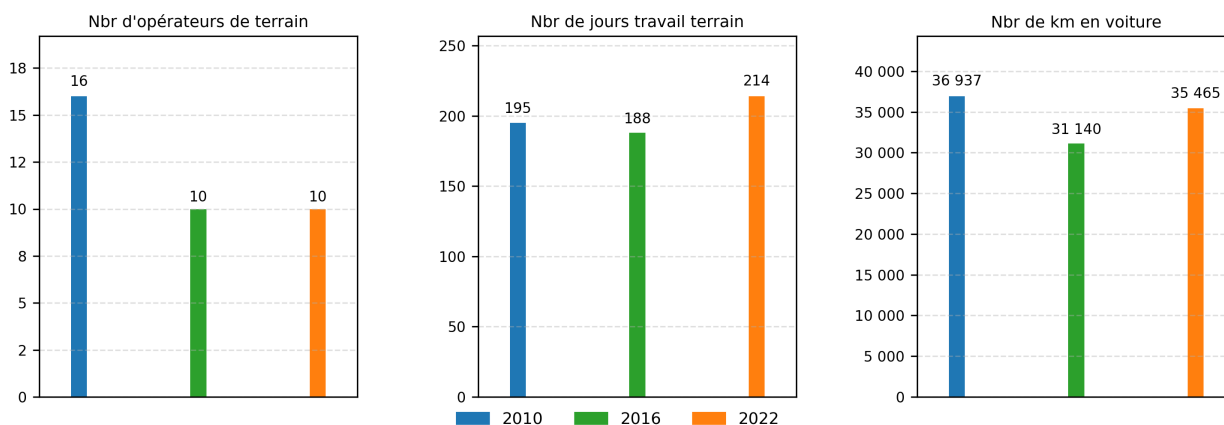


FIGURE 1.3 – Evolution des campagnes de 2010 - 2016 - 2022

**Augmentation du nombre de jours sur le terrain** Bien que le nombre de sites mesurés lors de la dernière campagne ait légèrement diminué par rapport à la précédente, son nombre de jours sur le terrain 2022 (214 jours) a augmenté par rapport à la précédente campagne (188 jours), soit une progression de 26 jours ou de 14%. Cette hausse est due à :

- la formation de nouveaux collaborateurs (3 personnes pendant 3 jours, soit un total de 9 jours),
- la planification d'une 16<sup>e</sup> semaine afin de mesurer tous les sites, qui n'avaient pas pu précédemment être visités, notamment pour des raisons de conditions météorologiques et des mesures de sécurité plus strictes nécessitant l'intervention de 2 collaborateurs pour un total de 7 jours,
- deux collaborateurs du dépôt ont, durant 2 semaines consécutives, collaboré, sur des sites nécessitant 2 personnes pour des raisons de sécurité (2 personnes supplémentaires pendant 3 jours, soit un total de 6 jours),
- l'intervention d'un stagiaire durant 1 semaine de 5 jours (5 jours).

Cette augmentation du nombre de jours sur le terrain ne doit pas être considérée comme une diminution de l'efficacité des collaborateurs ; elle doit cependant être analysée de manière détaillée :

- Les 10 collaborateurs du programme sont, en moyenne, moins de 4 semaines sur le terrain, soit 25% de la durée de 15 semaines de la campagne. L'augmentation de la durée moyenne sur le terrain des collaborateurs améliorerait leur efficacité (courbe d'apprentissage) ; la formation de nouveaux collaborateurs ne doit être

effectuée qu'en cas de réel besoin de swisstopo, par exemple, lorsque des personnes sont proches de leur retraite ou d'un départ de l'entreprise.

- De plus, les zones sensibles nécessitant la présence de 2 collaborateurs pour assurer la sécurité doivent être définies sur la base de critères objectifs et fixes et, le cas échéant, faire l'objet d'une planification spécifique aussi bien en termes de personnel (uniquement des collaborateurs expérimentés) que de période (intervention le lundi des sites nécessitant 2 collaborateurs, qui effectueront en parallèle leur programme individuel, regroupement ou non des interventions sur ces sites durant des semaines spécifiques).

**Augmentation du nombre de kilomètres parcourus** En dépit d'une légère diminution du nombre de points mesurés, le nombre de kilomètres parcourus a augmenté de 13 % par rapport à la campagne précédente (de 31 100 km en 2016 à 35 400 en 2022). Cette hausse est légèrement inférieure à la progression du nombre de jours sur le terrain (+14 % par rapport à la campagne précédente), en raison de l'accompagnement d'un collaborateur par un stagiaire pendant 5 jours, qui n'a pas généré une augmentation du nombre de kilomètres parcourus. Le nombre moyen de kilomètres effectués par jour sur le terrain est de 189 km en 2010 et est identique (166 km) en 2016 et 2022. Chaque point mesuré a nécessité, en moyenne, 167 km en 2010, 140 km en 2016 et 160 km en 2022. L'augmentation du nombre de kilomètres par point mesuré en 2022 est liée aux conditions météorologiques (déplacement une deuxième fois sur le même site durant la semaine supplémentaire) et à l'intervention d'un deuxième collaborateur pour des raisons de sécurité durant le programme normal ou de formation.

**Appréciation de la campagne CHTRF** La planification des campagnes, essentiellement manuelle, ne permet pas une diminution significative du nombre de kilomètres effectués. L'expérience des campagnes précédentes et l'amélioration des outils de planification devraient permettre d'optimiser les trajets et donc de diminuer le nombre de kilomètres effectués par rapport à la précédente campagne, sauf circonstances exceptionnelles (conditions météorologiques) ou imprévus. La planification de la campagne 2028 devrait être effectuée sur la base d'un logiciel de planification des trajets et des théories, telles que la tournée de véhicules.



# Chapitre 2

## Éléments théoriques

Ce chapitre se base notamment sur le cours de mathématique (Thiérmard, 2024, Guillaume, 2024b) du cursus de Master.

### 2.1 Tournée de véhicules

La problématique des campagnes CHTRF, dont le but est de minimiser le temps en respectant les contraintes mentionnées ci-dessus, peut être assimilée aux problèmes de tournées de véhicules et d'ordonnancement.

Historiquement, les problèmes de transport les plus connus sont ceux du voyageur de commerce (TSP). Le TSP consiste à trouver la plus courte tournée visitant un ensemble de point une seule fois avant de revenir au point de départ (Intelligence, 2025b). Le problème de tournées de véhicules (VRP) ainsi que certaines de ses extensions en font partie (Intelligence, 2025a). De nombreuses variantes existent dans la littérature. Ces outils sont utilisés dans la prise de décision pour les grandes étapes. Il a été introduit par Dantzig, sous le nom de Truck Dispatchin Problem (Dantzig et al., 1959). Cette problématique est présente dans plusieurs domaines, notamment les transports et la distribution. L'objectif du problème de tournées de véhicules est de minimiser un coût total, par exemple la somme des distances ou le temps de parcours des tournées (contributors, 2025).

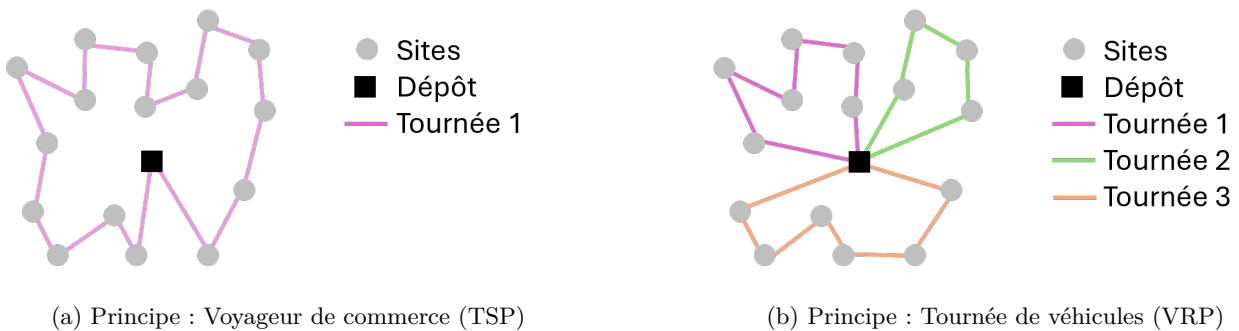


FIGURE 2.1 – Comparaison entre TSP et VRP

Plusieurs extensions du problème de tournées de véhicules sont utilisées dans la modélisation de notre problématique, notamment :

- **VRP périodique (PVRP - Periodic Vehicle Routing Problem)** : Ce modèle prend en compte une planification sur une ou plusieurs périodes. Chaque client doit être visité une ou plusieurs fois. Dans le cas où nous n'avons qu'une période, la problématique consiste à un problème classique de tournées de véhicules.

Application : La campagne CHTRF est planifiée sur plusieurs jours, car chaque tournée est une semaine de travail, qui est indépendante des autres tournées. La tournée commence le lundi au dépôt, dure plusieurs

jours et se termine au dépôt à la fin du cycle, au plus tard le samedi.

- **VRP avec contrainte de capacité (CVRP – Capacitated Vehicle Routing Problem)** : Le but est de servir chaque client, en respectant la capacité des véhicules et la quantité de marchandises demandées par le client.

Application : La restriction de stocks de campagne CHTRF est le nombre des antennes, qui limite la capacité ou la quantité pouvant être transportée et le nombre de sites mesurés d’une tournée. Cette contrainte influence directement la planification des tournées.

Les problèmes de tournées de véhicules peuvent avoir des contraintes dures (la contrainte doit obligatoirement être respectée avec une impossibilité de servir le client hors de son intervalle) et des contraintes souples (possibilité de servir le client hors de son intervalle avec une pénalité). Les VRP sont des problèmes complexes d’optimisation ; ils peuvent être formulés et résolus en utilisant la programmation linéaire.

## 2.2 Programmation linéaire

La programmation linéaire (PL) est une technique qui permet la modélisation et la résolution d’un problème d’optimisation combinatoire. La fonction objectif et les contraintes sont linéaires. La PL est fréquemment utilisée pour résoudre des problèmes d’allocation de ressources limitées, de transport ou de planification.

La PL est un problème d’optimisation consistant à minimiser (ou maximiser) une fonction d’objectif linéaire de  $n$  variables de décision réelle soumises à un ensemble de contraintes exprimées sous forme d’équations ou d’inéquations linéaires.

### Fonction objectif

La fonction objectif représente le critère à optimiser (maximiser un profit, minimiser un coût, minimiser une distance parcourue...) et se traduit sous forme d’une combinaison linéaire des variables de décision.

### Contraintes

Les contraintes traduisent les limites ou conditions imposées au problème (capacités, ressources, exigences techniques et légales) et sont exprimées sous forme d’équations ou d’inéquations linéaires.

Une programmation linéaire à  $n$  variables et  $m$  contraintes est de la forme :

$$\begin{aligned} \min \quad & z = \sum_{j=1}^n c_j x_j \\ \text{s.c.} \quad & \sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \begin{cases} \leq \\ = \\ \geq \end{cases} b_i, \quad i = 1, \dots, m \\ & l_j \leq x_j \leq u_j, \quad j = 1, \dots, n \end{aligned} \tag{2.1}$$

L’abréviation s.c. signifie sous-contrainte.

Avec :

- $z$  Fonction objectif
- $c$  Matrice de poids de taille  $(1 \times n)$
- $x$  Variables de décision de taille  $(1 \times n)$
- $a_{ij}, x_j$  Décomposition du produit matriciel
- $b$  Vecteur de bornes des contraintes de taille  $(1 \times n)$
- $l_j, u_j$  Borne inférieure et supérieure sur les variables de décision

Les problèmes de programmation linéaire peuvent être, en général, résolus en utilisant l’algorithme du simplexe (qui explore les sommets du polyèdre des solutions admissibles).

### 2.2.1 Programmation linéaire en nombre entier (PLNE)

Lorsque toutes les variables de décision  $x_j$  doivent prendre des valeurs entières, un problème de programmation linéaire en nombre entier (PLNE) doit être résolu.

### 2.2.2 Programmation linéaire mixte (PLM)

Lorsque certaines variables de décision  $x_j$  doivent prendre des valeurs entières et d'autres des valeurs continues, un problème de programmation linéaire mixte (PLM) doit être résolu.

### 2.2.3 Exemples pratiques

La précédente définition décrivait la structure formelle d'une programmation linéaire. Il est difficile, pour un lecteur non spécialiste, de visualiser comment un problème réel peut être traduit sous cette forme. Les exemples qui suivent permettent de l'illustrer :

- comment définir les variables de décision dans un contexte opérationnel,
- comment exprimer une fonction objectif de manière linéaire,
- comment traduire des règles pratiques sous forme de contraintes mathématiques.

Le premier exemple porte sur l'optimisation d'une tournée de véhicules, tandis que le second illustre l'utilisation de variables binaires pour représenter des règles logiques (« si ... alors ... »).

#### 2.2.3.1 Exemple : Optimiser une tournée de véhicules

L'utilité de la programmation linéaire peut être illustrée par un exemple classique de problème de tournée de véhicules (polymorphe, 2018). Un véhicule doit visiter plusieurs sites (clients, points de mesure, etc.) et revenir à son point de départ. L'objectif est de minimiser la distance totale parcourue, en respectant les contraintes opérationnelles, par exemple dans les domaines de la logistique, la livraison ou l'optimisation de déplacements sur le terrain.

La famille de tournées de véhicules est connue pour sa complexité combinatoire. Considérons un ensemble de 10 sites  $I$  :

$$I = \{i_1, i_2, \dots, i_{10}\}, \quad |I| = 10$$

Le nombre de permutations possibles est alors :

$$10! = 10 \times 9 \times 8 \times \dots \times 1 = 3\,628\,800$$

tournées possibles (Wikipédia - Problème du voyageur de commerce, 2025). Ce nombre correspond à toutes les permutations possibles des 10 sites : un problème à priori limité possède donc plusieurs millions de solutions potentielles. La modélisation mathématique permet d'explorer efficacement cet immense espace.

**Variables de décision** La variable binaire est introduite pour chaque paire de sites  $(i, j)$  :

$$x_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{si le véhicule se déplace du point } i \text{ vers } j \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad \forall i, j \in I$$

Ces variables peuvent être visualisées comme un tableau, où chaque ligne correspond au site de départ  $i$  et chaque colonne au point d'arrivée  $j$ .

**Fonction objectif** La distance totale parcourue de la tournée doit être minimisée :

$$\min \sum_i \sum_j d_{ij} x_{ij} \quad \forall i, j \in I \quad (2.2)$$

où  $d_{ij}$  représente la distance (ou le temps ou le coût) entre les points  $i$  et  $j$ . Seuls les arcs pour lesquels  $x_{ij} = 1$  sont comptabilisés, ce qui permet de calculer le trajet complet.

**Contraintes** Chaque point doit être visité une fois :

$$\sum_{\substack{j \in I \\ j \neq i}} x_{ij} = 1 \quad \forall i \in I \quad (2.3)$$

Le véhicule doit également repartir de chaque point visité :

$$\sum_{\substack{i \in I \\ i \neq j}} x_{ij} = 1 \quad \forall j \in I \quad (2.4)$$

Ces deux familles de contraintes garantissent un flux entrant et sortant unique pour chaque site. Elles n'assurent cependant pas que l'ensemble des sites appartienne à une seule et même tournée : plusieurs sous-tournées (par exemple deux boucles indépendantes) peuvent encore apparaître. Dans les formulations complètes du problème, des contraintes supplémentaires sont ajoutées, telles que les contraintes de Miller-Tucker-Zemlin (MTZ), afin de garantir l'existence d'une tournée unique couvrant l'ensemble des sites (Miller et al., 1960).

Aucun site n'est, dans cette modélisation introductive, explicitement désigné comme point de départ ou d'arrivée : la tournée est considérée comme un cycle, ce qui est usuel dans le cadre du problème du voyageur de commerce.

D'autres contraintes peuvent être ajoutées en fonction du contexte dans la programmation linéaire :

- limite de distance maximale,
- respect d'un ordre de visite,
- capacité du véhicule.

**Interprétation** Dès la résolution du modèle (via un solveur tel que Gurobi,...), les résultats suivants sont obtenus :

- l'ordre optimal des visites des sites,
- un trajet complet partant et revenant au point de départ,
- la distance ou le coût minimal,
- un plan opérationnel directement exploitable.

### 2.2.3.2 La notion de Big-M : principe et utilité

De nombreux modèles d'optimisation comportent des règles telles que :

si une condition est vraie, une équation doit être imposée

Par exemple, une contrainte ne doit s'appliquer que si une décision particulière est prise. Une programmation linéaire ne peut cependant pas traiter directement des expressions logiques de type **if-then**. Selon la documentation officielle de Gurobi (Najman, 2025) et des discussions de *Math StackExchange* (StackExchange, 2017) une telle règle conditionnelle peut être reformulée avec une variable binaire  $\delta$  et d'un grand nombre  $M$  (« Big-M ») afin de rendre le modèle linéaire. Cette approche est appelée *méthode du Big-M*.

La variable binaire joue le rôle d'un interrupteur et le paramètre  $M$  permet, selon la valeur de cette variable, de rendre certaines contraintes actives ou inactives.

#### Exemple de règle conditionnelle simple

La condition logique suivante est considérée :

$$\text{si } \delta = 1 \text{ alors } c = d$$

où  $\delta \in \{0, 1\}$  est une variable binaire, et  $c$  et  $d$  sont des variables (continues ou entières) du modèle.

Cette règle ne spécifie aucun comportement particulier lorsque  $\delta = 0$ . La variable  $c$  est libre dans les limites du modèle.

**Formulation Big-M** Cette condition logique se traduit par les contraintes Big-M suivantes :

$$d - M \cdot (1 - \delta) \leq c \leq d + M \cdot (1 - \delta) \tag{2.5}$$

Ce système peut également être écrit sous la forme :

$$\begin{cases} d - M \cdot (1 - \delta) \leq c \\ d + M \cdot (1 - \delta) \geq c \end{cases} \tag{2.6}$$

#### Interprétation

- Lorsque  $\delta = 1$ , les termes  $M(1 - \delta)$  s'annulent et la contrainte devient  $c = d$ .
- Lorsque  $\delta = 0$ , l'intervalle autorisé pour  $c$  devient très large si  $M$  est choisi suffisamment grand. La contrainte n'impose aucune relation entre  $c$  et  $d$ . La contrainte est dite *désactivée* (ou *relâchée*).

Les extensions de cette méthode permettant de représenter des comportements complets de type **if-then-else**, ainsi que des règles conditionnelles activées pour  $\delta = 0$ , sont présentées en annexe A.1.

D'autres relations logiques, telles que les opérateurs *ET* (toutes les conditions doivent être respectées) et *OU* (au moins une condition doit être respectée), sont également utilisées dans le modèle. Leur formulation linéaire est mentionnée en annexe A.2.

### 2.2.3.3 Exemple : Gestion du matériel lors d'une tournée

Lors d'une tournée, un véhicule doit emporter du matériel pour réaliser plusieurs tâches. Chaque intervention nécessite une certaine quantité de matériel et le véhicule ne peut pas dépasser sa capacité maximale. Si la quantité disponible n'est pas suffisante, un retour au dépôt est nécessaire pour se réapprovisionner.

**Données** Considérons un ensemble de 10 sites  $I$  :

$$I = \{i_1, i_2, \dots, i_{10}\}, \quad |I| = 10$$

**Variables de décision**

$x_i \in \{0, \dots, Q\}$  : stock disponible avant l'intervention  $i \in I$

$$r_i = \begin{cases} 1 & \text{si un retour au dépôt doit avoir lieu avant l'intervention du site } i \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad \forall i \in I$$

**Fonction objectif** Le nombre de retours au dépôt (ou leur coût) est minimisé :

$$\min \sum_i r_i \quad \forall i \in I \quad (2.7)$$

**Contraintes de base** Le stock initial avant la première intervention  $x_1$  correspond à la capacité maximale de matériel dans le véhicule soit  $Q$  :

$$x_1 = Q \quad (2.8)$$

Le véhicule doit disposer du matériel nécessaire pour l'intervention  $i$   $q_i$  pour réaliser l'intervention  $x_i$  :

$$x_i \geq q_i \quad \forall i \in I \quad (2.9)$$

Le stock est toujours borné par la capacité du véhicule :

$$0 \leq x_i \leq Q \quad \forall i \in I \quad (2.10)$$

L'utilisation d'une variable binaire pour représenter une condition logique (s'il y a retour au dépôt ou non) suit les principes classiques de modélisation en programmation linéaire en nombre entier (Talbot, 2019). La technique du Big-M permet, selon la valeur de cette variable, d'activer ou désactiver certaines contraintes.

**Règle de la gestion du stock** La règle de la gestion du stock est la suivante :

$$x_i = \begin{cases} Q & \text{si } r_i = 1 \\ x_{i-1} - q_{i-1} & \text{si } r_i = 0 \end{cases} \quad (2.11)$$

Cette règle signifie :

- si un retour au dépôt a lieu avant  $i$  (soit  $r_i = 1$ ), le stock  $x_i$  est réinitialisé à sa capacité maximale  $Q$ ,
- sinon ( $r_i = 0$ ), le stock diminue de la quantité consommée lors de la précédente intervention.

**Modélisation** Cette règle conditionnelle **if-then-else** ne pouvant pas être exprimée directement dans une programmation linéaire, la méthode Big-M est utilisée pour activer ou désactiver les contraintes de mise à jour du stock en fonction de la variable binaire  $r_i$ .

La formulation mathématique complète est décrite en annexe A.3.

**Interprétation** La résolution de ce modèle détermine :

- les interventions pouvant être réalisées sans réapprovisionnement,
- les moments où un retour au dépôt est nécessaire,
- une planification qui respecte la capacité du véhicule.

### 2.2.4 Comment un solveur résout-il une programmation linéaire ?

Avec les exemples mentionnés ci-dessus, nous pouvons décrire mathématiquement un problème de programmation linéaire : définir les variables de décision, écrire une fonction objectif et formuler les contraintes.

Les questions suivantes peuvent se poser :

- Comment passer de ce modèle écrit sur papier à une solution optimale ?
- Comment un modèle mathématique est-il représenté sous forme informatique ?
- Comment un ordinateur trouve-t-il la meilleure solution ?

Une idée intuitive est le test de toutes les combinaisons possibles, pour conserver celle qui respecte les contraintes et minimise (ou maximise) la fonction objectif. Cette approche est cependant irréaliste, car le nombre de solutions possibles est très élevé et elles ne peuvent pas toutes être testées.

Par exemple, si un problème comporte 50 variables binaires (pouvant valoir 0 ou 1), il existe déjà :

$$2^{50} = 1\,125\,899\,906\,842\,624 \text{ combinaisons possibles}$$

c'est-à-dire plus d'un million de milliards de combinaisons possibles, soit un nombre trop élevé pour être testé une par une, même avec un puissant ordinateur. Des méthodes plus efficaces doivent ainsi être utilisées ; c'est notamment le rôle des solveurs d'optimisation.

#### Modélisation

La première étape consiste à traduire le problème réel dans un langage compréhensible par le solveur. A cet effet, une bibliothèque de modélisation (par exemple PuLP, Pyomo,...) est utilisée.

La fonction objectif, les variables de décision et les contraintes du modèle y sont décrites.

Le rôle de cette bibliothèque est uniquement de construire le modèle. Une fois défini, il est envoyé à un solveur pour le résoudre.

#### Solveur

Un solveur est un programme spécifique afin de trouver la solution optimale d'un modèle mathématique. Il reçoit en entrée la fonction objectif, les contraintes et les variables de décision. Il applique ensuite des algorithmes d'optimisation (comme le simplexe ou le Branch-and-Bound) pour calculer la meilleure solution en respectant toutes les contraintes.

Le solveur ne teste donc pas toutes les solutions. Il détecte rapidement des zones impossibles, compare les solutions, améliore progressivement la meilleure solution. Il s'arrête soit lorsqu'il a identifié la meilleure solution possible, soit lorsque des limites imposées par le modèle sont atteintes (par exemple, un temps de calcul maximal). Ce fonctionnement correspond à une méthode du type Branch-and-Bound.

Différents solveurs existent selon le type de problème (linéaire, quadratique, mixte, etc.), par exemple CBC (open source), CPLEX ou Gurobi (commerciaux, très performants).



# Chapitre 3

## Principe de résolution et architecture du prototype

### 3.1 Principe général de résolution appliqué au cas étudié

Cette section présente le principe général du processus de résolution proposé pour la planification des campagnes GNSS. L'objectif n'est pas de détailler les modèles mathématiques qui seront décrits dans les chapitres suivants, mais de présenter une vision globale de la décomposition de la problématique et de l'enchaînement des étapes. Le processus se base sur une décomposition hiérarchique du problème global en sous-problèmes successifs, permettant de traiter séparément : la structure spatiale des sites, la faisabilité opérationnelle des tournées et l'organisation à l'échelle de la campagne.

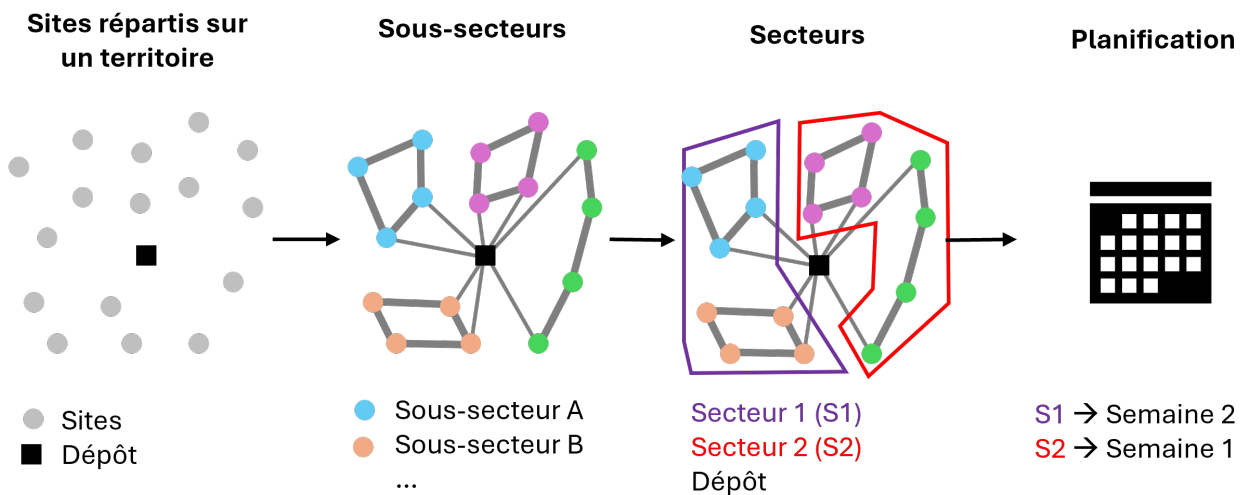


FIGURE 3.1 – Etapes de résolution du processus

La Figure 3.1 présente une vue synthétique des étapes générales des campagnes de terrain.

#### 3.1.1 Principales étapes du processus

Le processus de résolution est structuré selon les étapes suivantes :

1. **Prétraitement** : Calcul des temps et distances entre chaque site et le dépôt (chapitre 4).
2. **Optimisation de la création des sous-secteurs** : Une affectation initiale des sites aux sous-secteurs est effectuée sous forme d'optimisation. L'objectif est de générer des clusters, en respectant des contraintes de capacité du nombre de sites (chapitre 4).

3. **Routing + contraintes à l'intérieur des sous-secteurs** : L'objectif est de générer du routing à l'intérieur des sous-secteurs minimisant le temps de trajet et respectant la quantité disponible de matériel. Le processus est itératif entre l'affectation des sites (étape précédente) et le routing : les affectations initiales guident la construction des tournées et les résultats du routing peuvent générer des ajustements sur les affectations. Pour les phases de test, certains sites peuvent être autorisés à recevoir plusieurs affectations afin d'explorer différentes configurations (chapitre 5).
4. **Optimisation de la création des secteurs** : Les sous-secteurs validés sont ensuite regroupés en secteur. L'objectif de cette étape est de garantir la faisabilité globale des campagnes, en tenant compte notamment de la présence des PSAgA, qui nécessitent l'organisation en binôme ou d'un support du dépôt. L'objectif est d'obtenir des secteurs exploitables et cohérents à l'échelle de la campagne (chapitre 6).
5. **Optimisation du planning** : Les secteurs construits sont intégrés dans un planning temporel couvrant l'ensemble de la période considérée. Cette étape consiste à ordonnancer les secteurs dans le temps, en respectant notamment les contraintes de calendrier et la disponibilité des collaborateurs. Elle fournit un calendrier opérationnel exploitable pour la mise en oeuvre de la campagne. Cette étape n'a pas été implémentée dans ce travail, quelques points d'attention y sont cependant mentionnés (chapitre 7).
6. **Analyse** : Les résultats sont évalués globalement au niveau de la campagne et individuellement pour chaque site. Leur cohérence et leur faisabilité doivent être analysées de manière approfondie et avec esprit critique.

La figure 3.2 propose une représentation globale du prototype, notamment le regroupement des étapes du processus.

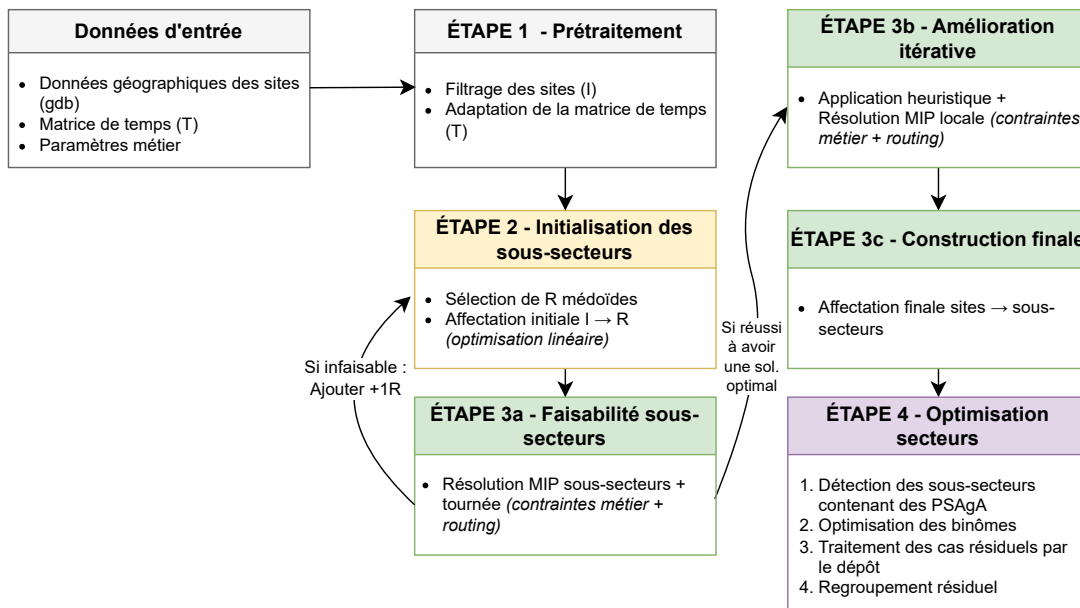


FIGURE 3.2 – Principe du prototype

## 3.2 Architecture implémentation

Les données d'entrée regroupent les informations géographiques relatives aux sites et à leurs caractéristiques, ainsi que les paramètres métiers. Une phase de prétraitement géographique permet de calculer les matrices de temps et distances utilisées par les modules d'optimisation. La création des sous-secteurs se base sur l'initialisation par sous-secteur, suivie de l'optimisation afin de valider et le cas échéant, adapter l'affectation des sites pour obtenir des sous-secteurs faisables et des tournées associées. Les sous-secteurs validés sont ensuite regroupés en secteurs.

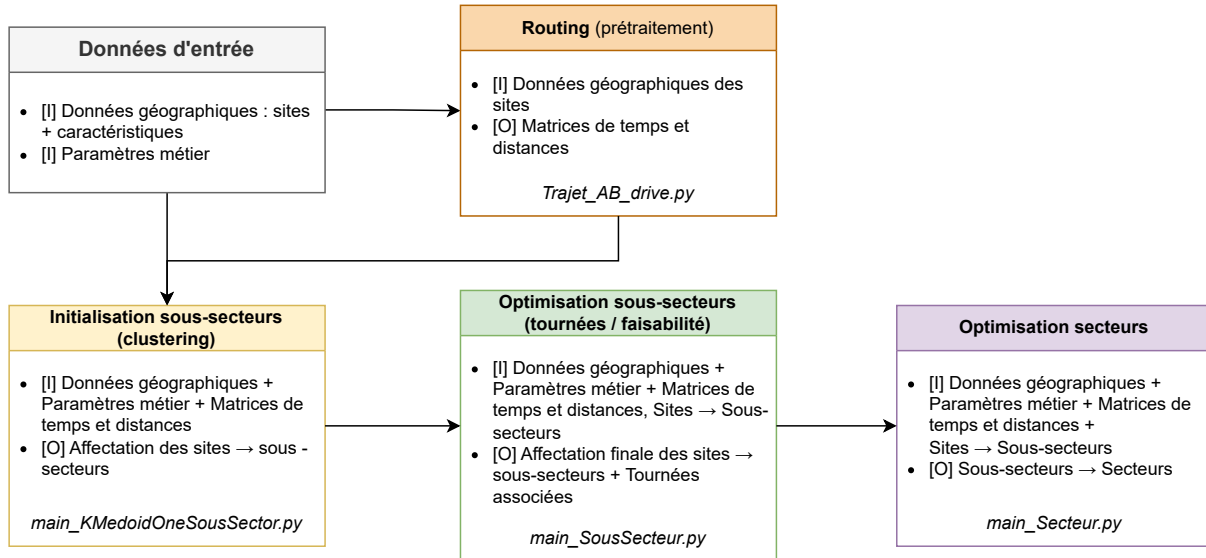


FIGURE 3.3 – Architecture d'implémentation (I = Input, O = Output)

L'architecture logicielle détaillée du prototype incluant l'organisation des modules et scripts est présenté en annexe D.1.

## 3.3 Implémentation technique

### 3.3.1 Modélisation - PuLP

PuLP est une bibliothèque Python open source utilisée pour formuler et résoudre des problèmes d'optimisation linéaire ou linéaire en nombre entier (PuLP Developers, 2025). Elle est utilisée pour la modélisation : la fonction objectif, les variables de décision et les contraintes sont définies dans Python. PuLP agit comme intermédiaire entre le code Python et le solveur choisi. Elle peut envoyer le même modèle à différents solveurs (eg. CBC ou Gurobi) pour le résoudre. L'avantage de cette bibliothèque est qu'elle peut être utilisée avec plusieurs solveurs aussi bien en open source que propriétaire.

### 3.3.2 Solveur

#### 3.3.2.1 Solveur - Gurobi

Gurobi est l'un des solveurs les plus puissants et rapides du marché. Il résout des problèmes de programmation linéaire, programmation linéaire en nombres entiers ou quadratique. Lorsqu'il est utilisé avec PuLP, ce dernier traduit le modèle en un format compréhensible par Gurobi, qui effectue la résolution numérique en utilisant des méthodes comme le simplexe ou le Branch-and-Cut (Gurobi Optimization, LLC, 2025).

Dans le cadre d'un problème en nombres entiers, Gurobi utilise un algorithme de types Branch-and-Cut :

- une combinaison de Branch-and-Bound (exploration d'un arbre de recherche),
- et de Coupes (plans ajoutés pour éliminer des parties inutiles de l'espace de recherche).

Chaque noeud de cet arbre correspond à une relaxation linéaire, c'est-à-dire une version simplifiée du problème, ou les variables entières sont autorisées à prendre des valeurs continues. Cette relaxation est ensuite résolue par l'algorithme du simplexe.

L'API Gurobi est performante ; elle peut cependant être utilisée exclusivement avec le solveur Gurobi. L'utilisation de PuLP permet de conserver une plus grande flexibilité pour l'utilisateur dans le choix du solveur, PuLP a ainsi été retenu pour la suite de ce projet.

L'API Gurobi offre néanmoins des fonctionnalités avancées par rapport à PuLP, notamment :

- la possibilité de contrôler et d'interrompre proprement la résolution via des *callbacks*, selon des critères définis par l'utilisateur (par exemple un temps prolongé sans amélioration), sans recourir ni à un développement complémentaire, ni à un brutal arrêt du solveur de type `Ctrl+C`. Par exemple, la résolution peut être interrompue si, après 2 h de calcul, le MIPGap reste, sans amélioration, à 20 %,
- la possibilité d'ajouter des *lazy constraints*, qui consistent à ne pas inclure, dès la construction du modèle, toutes les contraintes. La solution entière est comparée aux contraintes qui existent conceptuellement et qui n'ont pas été intégrées au modèle ; si certaines sont violées, elles sont ajoutées au modèle et le solveur poursuit sa recherche. Cette approche est utile notamment lorsqu'il existe un très grand nombre de contraintes potentielles, dont la majorité ne sont généralement respectées.

Le principal solveur utilisé dans ce travail est Gurobi. Le modèle open source CBC a également été utilisé pour certaines étapes où le modèle d'optimisation est limité.

# Chapitre 4

## Prétraitement

### 4.1 Routing entre les sites

L’objectif de cette étape est de calculer des temps de trajet et des distances routières entre les sites, ainsi qu’entre les sites et le dépôt. Ces informations sont utilisées afin d’identifier les proximités entre sites et de limiter les déplacements sur l’ensemble du territoire.

Les calculs ont été réalisés sur la base des données de *OpenStreetMap* (OpenStreetMap contributors, 2025), en utilisant des moteurs de routage estimant des itinéraires routiers avec des coordonnées géographiques. Deux solutions ont été testées :

- OSRM (Open Source Routing Machine) (OpenStreetMap contributors, [s. d.(a)]),
- ORS (OpenRouteService) (OpenRouteService, [s. d.]).

Ces moteurs se basent sur les mêmes données cartographiques, en utilisant des modèles de vitesse et des règles différentes de calcul, ce qui peut conduire à des écarts dans les distances et temps estimés (*Open Source Routing Machine – Documentation*, [s. d.]; *OpenStreetMap Wiki – Routing*, [s. d.]; openrouteservice Team, 2024).

#### 4.1.1 Comparaison des moteurs de routage

Plusieurs trajets ont été analysés afin de comparer les résultats des deux solutions OSRM et ORS. Le tableau 4.1 présente une synthèse des temps et distances pour quelques paires de sites, comparés à ceux de Google Maps.

Trajet	OSRM	ORS	Google Maps
Vinadi (GR) – Ramosch (GR)	1h00 (15 km)	0h30 (15 km)	0h30 (15 km)
Thun (BE) – Jeizinen (VS)	2h50 (225 km)	1h45 (80 km)	1h45 (80 km)
Brütten (ZH) – Samnaun (GR)	5h00 (248 km)	3h30 (249 km)	3h00 (252 km)
Ascona (TI) – Andeer (GR)	1h30 (105 km)	1h50 (100 km)	1h20 (105 km)

TABLEAU 4.1 – Comparaison des temps et distances selon les moteurs de routage

Ces résultats montrent que les différences entre OSRM et ORS sont parfois importantes, en fonction des hypothèses de vitesse et des itinéraires retenus.

Dans certains cas, ORS fournit des temps de trajet plus proches de ceux observés avec Google Maps, notamment lorsque le modèle de vitesse d’OSRM pénalise sensiblement certaines routes de montagne (eg. entre Vinadi et Ramosch). À l’inverse, ORS et Google Map peuvent sélectionner des itinéraires particuliers, tels que le passage par le Lötschberg (entre Thun et Jeizinen) via le transport ferroviaire de voiture, ce qui conduit à des distances et des temps artificiellement faibles entre certains sites.

OSRM est plus cohérent, car la proximité de Thun et Jeizinen et l’utilisation multiple du Lötschberg définies par ORS ne sont pas pertinentes. La modification des paramètres dans ses API est compliquée et nécessite un téléchargement des données en local afin de lancer sur son propre serveur, par exemple pour éviter les frontières.

## Remarques

- L'API OSRM et ORS ne distinguent pas les routes soumises à une autorisation spéciale. Les temps obtenus d'un nombre limité de sites sont parfois légèrement sous-estimés, un ajustement manuel du temps de trajet corrige cette approximation.
- De plus, l'API renvoie par défaut à l'itinéraire le plus court. Si le chemin le plus court entre deux sites passe par l'étranger, il sera proposé. Le passage de la frontière avec l'ensemble du matériel nécessite des autorisations spécifiques et donc du temps et des coûts supplémentaires, ce qui n'est pas optimal. Dans le cadre de ce projet, l'hypothèse a été faite que cet élément (très rare) n'a pas été pris en considération.

### 4.1.2 Choix de la méthodologie

Dans le cadre de ce projet, le moteur OSRM a été retenu pour le calcul des temps et distances de trajet. Ce choix se base sur les considérations suivantes :

- des itinéraires routiers cohérents avec l'accessibilité routière ordinaire,
- une meilleure stabilité des distances pour les analyses de proximité,
- l'absence de clé API et de restrictions sur le nombre de requêtes (ORS restreint le nombre de requêtes par jour et nécessite la création d'un compte gratuit pour récupérer une clé API),
- un rattachement des sites au réseau routier pour le snapping, y compris pour les sites éloignés des routes (OSR a un snapping pour une distance jusqu'à 300 m environ). Nous avons des sites, par exemple Zermatt, qui sont éloignés de plus de 300 m de la route.

Les temps de trajet influencent l'estimation du nombre d'heures de déplacement par jour et, par conséquent, la planification des tournées. Ces valeurs sont utilisées comme données de base pour tester le modèle et non comme des durées exactes de navigation dans des conditions réelles.

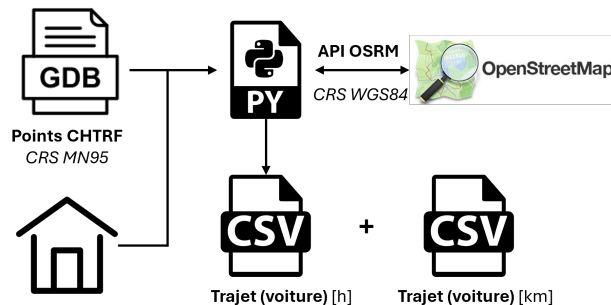


FIGURE 4.1 – Concept du script pour déterminer les temps trajets entre chaque site / dépôt

## 4.2 Création des clusters

Lorsque le nombre de sites est élevé, l'espace des trajets possibles est trop important pour être exploré efficacement par l'optimisation. Ainsi, nous regroupons les sites en clusters géographiquement proches et cohérents afin de réduire la complexité du problème. Cette étape permet de limiter les arcs candidats à l'intérieur de chaque cluster, ce qui améliore la qualité des solutions et les temps de calcul.

### 4.2.1 Division d'un ensemble de données en clusters

Plusieurs méthodes existent pour la création de clusters afin de diviser un ensemble de données en groupes distincts. La création de clusters permet de réduire le nombre de possibilités / variables si le nombre de données est élevé. Leur création est nécessaire avec plus de 200 sites : la conservation des trajets entre chaque site inutile augmente sensiblement la complexité du problème et des trajets irréalistes peuvent être proposés (par exemple, le trajet Tessin - Genève ne permet pas gagner du temps).

***K-means*** La méthode *k-Means* se base sur la moyenne des points pour définir un centre imaginaire, appelé centroïde. Chaque site est ensuite classé dans un cluster, dont le centroïde est le plus proche selon la distance euclidienne. (Apprenez Facilement les Statistiques, 2025)

Cette approche est efficace sur des données spatiales simples et homogènes. Elle suppose cependant que la distance euclidienne reflète fidèlement la proximité réelle entre les points. Dans des environnements complexes (reliefs montagneux, réseau routier, etc.), cette hypothèse n'est pas toujours valable. Dans un tel contexte ou lorsqu'une matrice de temps de trajet est disponible, le *k-means* n'est pas le plus adapté, car il nécessite un calcul dynamique de distances dans un espace non euclidien.

***K-medoids*** La méthode *k-medoids* apporte une alternative plus solide. Elle sélectionne un site des données réelles comme centre de cluster, appelé médoïde. Chaque site est ensuite rattaché au médoïde le plus proche selon l'unité choisie. L'utilisation d'un centre réel rend la méthode moins sensible aux valeurs isolées et garantit que les centres identifiés correspondent à des sites effectifs. (Apprenez Facilement les Statistiques, 2025)

Le principe de l'algorithme *k-medoids* est itératif :

1. sélection aléatoire de  $k$  sites comme médoïdes initiaux,
2. affectation de chaque site au médoïde le plus proche,
3. calcul du coût total du regroupement (somme des distances ou des temps entre chaque site et son médoïde),
4. mise à jour des médoïdes afin de minimiser ce coût global.

Ce processus est répété jusqu'à la stabilisation des clusters.

#### 4.2.1.1 Comparaison *k-means* VS *k-medoids*

La figure 4.2 montre les différences entre les deux méthodes :

- le cluster violet du *k-means* illustre une zone compacte (eg. *Saanen Exz, Chailly, Moudon*), où les deux méthodes produisent des résultats similaires,
- le cluster violet du *k-medoids* montre un cas typique où le *k-medoids* crée un médoïde excentré (eg. *Saas Fee*), représentant un site isolé. Ce site devient son propre centre et évite d'influencer ainsi les autres clusters,
- le cluster vert (*Bossy, Piton*) met en évidence un regroupement spatialement clair et mieux représenté par un site réel sous *k-medoids*.

Ainsi, la méthode *k-medoids* donne une répartition plus solide et réaliste, notamment lorsque les points sont irrégulièrement répartis ou isolés.

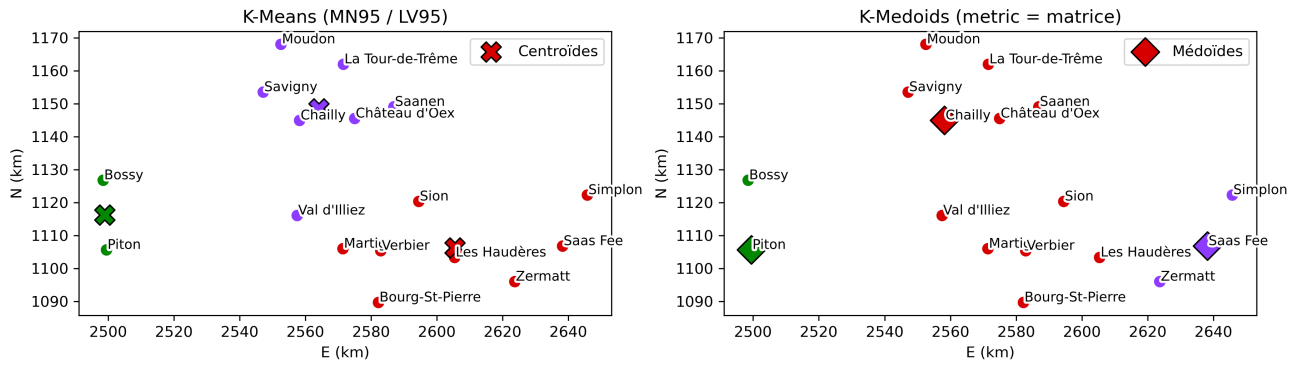
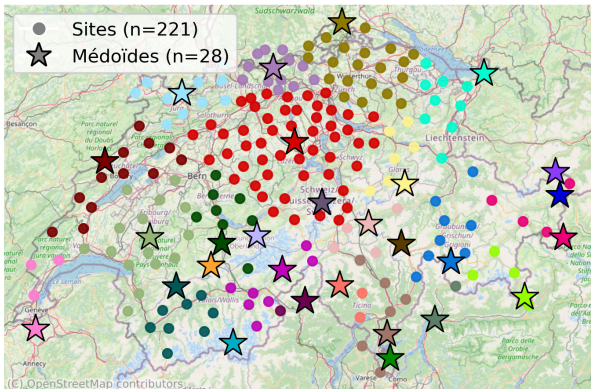


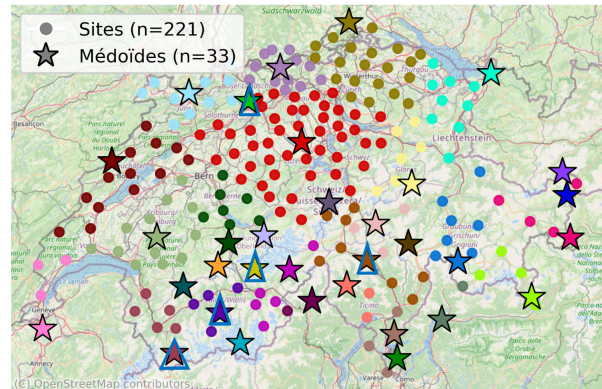
FIGURE 4.2 – Comparaison du k-means et k-medoids

Dans cet exemple, la comparaison est réalisée sur la distance géographique pour simplifier l’analyse. La matrice de temps de trajet doit être utilisée dans le cas d’une application réelle (comme la Suisse), car les distances euclidiennes ne reflètent pas la topologie du relief et du réseau routier.

**Limite d’un k-medoids seul** Un k-medoids standard n’intègre pas la notion de capacité. Certains clusters sont très chargés (eg. le Plateau) d’autres sont moins denses (eg. Alpes, Genève) qui ne contiennent que 1 - 2 sites (figure 4.3a). Cette disparité est problématique si, plus tard, le modèle d’optimisation impose des bornes (eg. *max* 8 sites par cluster) : un cluster de 12 sites ne pourrait jamais être utilisé tel quel et la sélection d’arcs à l’intérieur d’un tel cluster deviendrait irréalisable.



(a) Sans médoïde supplémentaire



(b) 5 médoïdes supplémentaires (triangle en bleu)

FIGURE 4.3 – Comparaison du nombre de médoïdes - Données 2022

De plus, l’ajout des médoïdes ne réduit pas automatiquement le nombre de sites affectés à un médoïde. La figure 4.3b montre que 5 médoïdes sont ajoutés dans les Alpes, qui ne sont pas les zones les plus chargées. Ainsi, nous nous retrouvons avec une plus grande densité de médoïdes dans une région où il n’est pas nécessaire d’ajouter des médoïdes. Par conséquent, des contraintes doivent être fixées afin que des médoïdes soient répartis sur l’ensemble du territoire et non seulement dans les régions moins denses.

Dans la région Est de la Suisse, le site Vinadi (site le plus à l’Est - rose) a été associé à Santa Maria (cluster rose), bien qu’il se trouve plus proche de Ramonsch (cluster bleu). Cette incohérence est due à la méthode de détermination des temps de trajet entre sites. La durée du trajet entre Ramonsch et Vinadi dans la matrice de temps est plus grande qu’entre Santa Maria et Vinadi. Le temps effectif entre Ramonsch et Vinadi est surévalué en raison de la faible vitesse moyenne sur les routes de montagne, ce qui « fausse » le calcul et diminue ainsi l’exactitude du temps de trajet entre les sites.

**Plus proche voisin spatial (PPV) - Méthode non retenue** L'algorithme du plus proche voisin (*Nearest Neighbor* ou PPV) consiste à relier chaque site  $i$  à ses  $K$  plus proches voisins selon le temps de trajet  $T_{ij}$ , formant un graphe de voisinage (*K-NN graph*). Cette approche est efficace pour limiter les connexions locales ; elle n'est cependant pas adaptée à notre problématique. En effet, il est indispensable de pouvoir créer, dans notre modèle, des arcs entre tous les sites d'un même sous-secteur, afin de permettre plusieurs allers-retours et combinaisons de visites potentielles (eg. contrainte de matériel, etc.). Un graphe PPV, en limitant chaque site à ses  $K$  plus proches voisins, supprimerait une partie de ces arcs et pourrait limiter la faisabilité des tournées. Ainsi, le PPV spatial est efficace pour réduire localement la connectivité, il ne répond pas aux besoins d'un modèle opérationnel avec plus de 200 sites où la complémentarité des arcs à l'intérieur de chaque sous-secteur doit être garantie.

#### 4.2.1.2 Approche utilisée : k-medoids avec contrainte de capacité

L'objectif est de répartir un ensemble de  $n$  sites en  $k$  clusters (ou sous-secteurs), chaque cluster étant représenté par un *médoïde*, c'est-à-dire un site réel  $i$  défini comme centre. Le critère de regroupement est la minimisation du **temps total de trajet** des sites vers leur médoïde, sous **contraintes de capacité** sur la taille des clusters.

##### Etape 1 – Détermination des médoïdes avec capacité par cluster

**Principes** L'algorithme procède par itérations :

1. **affectation optimale sous contraintes** (programmation linéaire) : chaque site est affecté à un unique médoïde en respectant les bornes de capacité,
2. **mise à jour des médoïdes** : dans chaque cluster, le nouveau médoïde est le site minimisant la somme des temps de trajet vers les sites du cluster.

Ces étapes sont répétées jusqu'à **convergence**, c'est-à-dire lorsque la diminution de la fonction objectif devient négligeable, les médoïdes ne changent pas ou le nombre défini d'itérations a été atteint  $\max_{it}$ .

**Initialisation des médoïdes** Soit  $R$  l'ensemble des clusters et  $k = |R|$  leur nombre total. Chaque cluster est représenté par un médoïde. Avant la première itération, les  $k$  médoïdes de départ doivent être initialisés avec l'algorithme de Gonzalez, dit *farthest-first traversal* (Gonzalez, 1985, Wikipedia contributors, 2025). Cet algorithme choisit successivement les centres les plus éloignés temporellement des médoïdes déjà sélectionnés afin d'assurer une bonne dispersion initiale et une couverture homogène :

- **Input** : matrice des temps  $t$ , nombre total de sites  $n = |I|$ , sites définis comme PSAgA  $|I_{PSAgA}|$ , sites définis comme étant visité le matin  $|I_{Matin}|$
- **Paramètres** : nombre total de clusters  $k = |R|$ , capacité maximale de sites par cluster  $CAP_{\max}$ , capacité minimale de sites par cluster  $CAP_{\min}$ , nombre maximal d'itérations  $\max_{it}$ , temps trajet en minute entre sites qui définit que le site doit être dans le même cluster REGROUPEMENT\_SITE\_CLUSTER
- **Output** : ensemble initial des médoïdes  $M = \{m_1, \dots, m_k\}$

**Formulation d'affectation - Programmation linéaire** L'affectation optimale des sites aux médoïdes est formulée comme un problème de minimisation des coûts :

$$\min \underbrace{\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^k C_{ij} x_{ij}}_{\text{Temps total de déplacement entre chaque site } i \text{ et son médoïde } j} \quad (4.1)$$

Avec :

$C_{ij}$  Temps de trajet entre le site  $i$  au médoïde  $j$  [h]

$x_{ij} \in \{0, 1\}$  Vaut 1 si le site  $i$  est affecté au médoïde  $j$ , 0 sinon

Sous les contraintes :

Chaque site  $i$  est affecté à **un seul cluster**  $k$  :

$$\sum_{j=1}^k x_{ij} = 1 \quad \forall i \in \{1, \dots, n\} \quad (4.2)$$

Capacité **maximale** de site par cluster :

$$\sum_{i=1}^n x_{ij} \leq CAP_{\max} \quad \forall j \in \{1, \dots, k\} \quad (4.3)$$

Capacité **minimale** de site par cluster :

$$\sum_{i=1}^n x_{ij} \geq CAP_{\min} \quad \forall j \in \{1, \dots, k\} \quad (4.4)$$

L'introduction de la capacité minimale  $CAP_{\min}$  et maximale  $CAP_{\max}$  évite des clusters surchargés en zone dense et les clusters peu chargés dans les autres zones. Le solveur « pousse », dans des zones denses, certains sites vers des médoïdes voisins (même légèrement plus éloignés) afin d'obtenir une répartition plus homogène, en respectant les capacités minimales et maximales par cluster.

Le médoïde étant un site, il doit être attribué à **son propre cluster** :

$$x_{\text{medoid}(j), j} = 1 \quad \forall j \in \{1, \dots, k\} \quad (4.5)$$

Il n'y a, jusqu'à présent, aucune contrainte que 2 sites proches, par exemple à moins de 10 minutes, soient dans le même cluster. Une contrainte a été ajoutée afin que chaque site à moins de 15 minutes d'un autre **site soit dans le même cluster**. A cet effet, un ensemble  $P$  des paires sites dont le temps de trajet est inférieur à un seuil est défini. Pour toute paire  $(i, j) \in P$ , les deux sites sont automatiquement affectés au même cluster, ce qui se traduit par l'égalité des variables d'affectation  $x_{ic}$  et  $x_{jc}$  pour tout cluster  $c$ . L'hypothèse est faite que les groupes de sites situés à moins de 15 minutes les uns des autres sont inférieurs à  $CAP_{\max}$  site, sinon ils devraient être regroupés dans le même cluster.

$$x_{ic} = x_{jc}, \quad \forall (i, j) \in P, \forall c \in \{1, \dots, k\} \quad (4.6)$$

La figure 4.4 indique que les médoïdes sont mieux répartis sur l'ensemble du territoire et l'affectation des sites au cluster est plus cohérente que la figure 4.3a.

Comme indiqué sur la figure 4.3b, l'ajout des médoïdes ne permet pas automatiquement de diminuer la charge dans des zones denses (eg. les régions alémaniques du plateau). En fonction des paramètres attribués au site, la solution devient inacceptable et l'ajout d'un médoïde ne permet pas de décharger cette région. L'ajout d'un

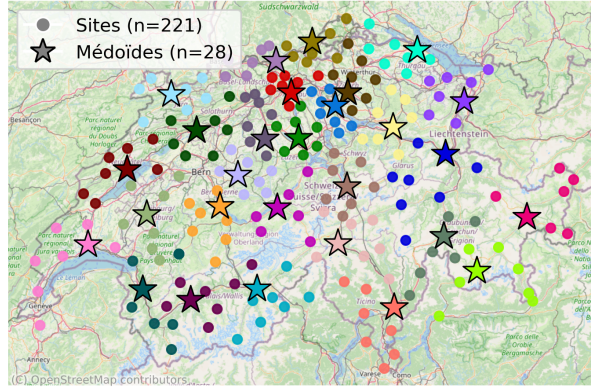


FIGURE 4.4 – Résultat de l'étape avec les contraintes mentionnées ci-dessus - Données 2022

sous-secteur implique la redéfinition de tous les médoïdes et de son processus. Ainsi, des contraintes de capacités réduites ont été ajoutées pour des points de la catégorie des **PSAgA** ( $i \in I_{\text{PSAgA}}$ ) dont une visite doit être prévue en début de semaine et journée et les sites qui sont forcés à être visités en **début de journée** ( $i \in I_{\text{Matin}}$ ) (par exemple, nécessité d'utiliser des remontées mécaniques).

A cet effet, les variables suivantes ont été ajoutées :

$$\text{PSAgA}_j = \begin{cases} 1 & \text{Au moins un site } i \text{ défini comme PSAgA dans le cluster } j \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad \forall j \in \{1, \dots, k\}, \forall i \in I_{\text{PSAgA}}$$

Activation de la variable logique indiquant la **présence** d'un site PSAgA dans le cluster :

$$\text{si } \text{PSAgA}_j = 0 \text{ alors } \sum_{i \in I_{\text{PSAgA}}} x_{ij} \leq 0$$

Ce qui nous donne sous forme linéarisée (Big-M), avec  $M = |I_{\text{PSAgA}}|$  :

$$\sum_{i \in I_{\text{PSAgA}}} x_{ij} \leq |I_{\text{PSAgA}}| \cdot \text{PSAgA}_j \quad \forall j \in \{1, \dots, k\} \quad (4.7)$$

Cela signifie que si  $\text{PSAgA}_j = 0$ , aucun site PSAgA ne peut être affecté au cluster  $j$ . Par conséquent si un site PSAgA est affecté, alors  $\text{PSAgA}_j = 1$ .

**Capacité conditionnelle** selon la présence d'un site PSAgA :

$$\sum_{i=1}^n x_{ij} \leq \begin{cases} CAP_{\max} & \text{si } \text{PSAgA}_j = 0 \\ CAP_{\max}^{\text{PSAgA}} & \text{si } \text{PSAgA}_j = 1 \end{cases} \quad \text{avec } CAP_{\max} \geq CAP_{\max}^{\text{PSAgA}}$$

Ce qui est équivalent sous forme linéarisée à :

$$\sum_{i=1}^n x_{ij} \leq CAP_{\max} + (CAP_{\max}^{\text{PSAgA}} - CAP_{\max}) \cdot \text{PSAgA}_j \quad \forall j \in \{1, \dots, k\} \quad (4.8)$$

Avec :

$CAP_{\max}^{\text{PSAgA}}$  capacité maximale de sites avec au moins un PSAgA dans le cluster

Cette capacité maximale  $CAP_{\max}^{\text{PSAgA}}$  doit être adaptée en fonction des contraintes supplémentaires des PSAgA en termes de nombre de collaborateurs et du temps d'exécution.

Le même principe a été ajouté pour la catégorie des sites devant être visités le matin ( $I_{\text{Matin}}$ ). A cet effet, les

variables suivantes ont été ajoutées :

$$\text{Matin}_j = \begin{cases} 1 & \text{Au moins un site } i \text{ est obligatoirement le matin dans le cluster } j \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad \forall j \in \{1, \dots, k\}, \forall i \in I_{\text{Matin}}$$

Activation de la variable logique indiquant la **présence** d'un site du matin dans le cluster :

$$\text{si } \text{Matin}_j = 0 \text{ alors } \sum_{i \in I_{\text{Matin}}} x_{ij} \leq 0$$

Ce qui nous donne sous forme linéarisée (Big-M), avec  $M = |I_{\text{Matin}}|$  :

$$\sum_{i \in I_{\text{Matin}}} x_{ij} \leq |I_{\text{Matin}}| \cdot \text{Matin}_j \quad \forall j \in \{1, \dots, k\} \quad (4.9)$$

Cela signifie que si  $\text{Matin}_j = 0$ , aucun site du matin ne peut être affecté au cluster  $j$ . Par conséquent si un site du matin est affecté, alors  $\text{Matin}_j = 1$ .

**Capacité conditionnelle** selon la présence d'un site du matin :

$$\sum_{i=1}^n x_{ij} \leq \begin{cases} CAP_{\max} & \text{si } \text{Matin}_j = 0 \\ CAP_{\max}^{\text{Matin}} & \text{si } \text{Matin}_j = 1 \end{cases} \quad \text{avec } CAP_{\max} \geq CAP_{\max}^{\text{Matin}}$$

Ce qui est équivalent sous forme linéarisée à :

$$\sum_{i=1}^n x_{ij} \leq CAP_{\max} + (CAP_{\max}^{\text{Matin}} - CAP_{\max}) \cdot \text{Matin}_j \quad \forall j \in \{1, \dots, k\} \quad (4.10)$$

Avec :

$CAP_{\max}^{\text{Matin}}$  capacité maximale de sites avec au moins un site du matin dans le cluster

Les sites appartenant à  $I_{\text{Matin}}$  sont visités comme premier site de la journée : il ne peut pas, avec par exemple une semaine de 6 jours, avoir plus de 2 sites définis comme site du matin et être affectés au même cluster. Une contrainte qui **limite le nombre de sites du matin** affectés à un cluster est ainsi ajouté.

$$\sum_{i \in I_{\text{Matin}}} x_{ij} \leq CAP_{\max}^{\text{fruh}} \quad \forall j \in \{1, \dots, k\} \quad (4.11)$$

Avec :

$CAP_{\max}^{\text{fruh}}$  capacité maximale de sites définissant la présence de site du matin dans un cluster :  $\frac{|D|}{3}$

Une contrainte supplémentaire doit être ajoutée, car les sites appartenant à  $I_{\text{Matin}}$  sont définis comme premier site de la journée et les  $I_{\text{PSAgA}}$  commencent également en début de journée, en sus du début de la semaine. Par conséquent, si nous avons 1 site appartenant à  $I_{\text{PSAgA}}$  et 2 sites appartenant à  $I_{\text{Matin}}$  dans le même cluster, la solution ne peut pas être résolue. Un cluster ne peut pas avoir un PSAgA s'il a 2 sites à visiter le matin.

$$\text{si } \sum_{i \in I_{\text{Matin}}} x_{ij} = CAP_{\max}^{\text{fruh}} \text{ alors } \sum_{i \in I_{\text{PSAgA}}} x_{ij} = 0$$

Ce qui nous donne sous forme linéarisée (Big-M), avec  $M = |I_{\text{PSAgA}}|$  :

$$\sum_{i \in I_{\text{PSAgA}}} x_{ij} \leq |I_{\text{Matin}}| \cdot (CAP_{\max}^{\text{fruh}} - \sum_{i \in I_{\text{Matin}}} x_{ij}) \quad \forall j \in \{1, \dots, k\} \quad (4.12)$$

**Etape 2 – Restriction temporelle**

Lorsque l'algorithme a convergé (ou atteint la limite d'itérations), une seconde optimisation est effectuée pour introduire une contrainte temporelle. Le but est d'éviter que des sous-secteurs complets aient des temps de trajet trop élevés entre le médoïde et les sites qui lui ont été affectés.

Cette contrainte est ajoutée à celles mentionnées dans l'étape précédente, l'affectation initiale peut être modifiée et des sites peuvent changer de cluster pour respecter la borne temporelle imposée aux clusters pleins.

A cet effet, une variable logique est introduite pour indiquer si un sous-secteur est plein.

$$y_j^{full} = \begin{cases} 1 & \text{si le cluster } j \text{ contient exactement } CAP_{\max} \text{ sites} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad \forall j \in \{1, \dots, k\}$$

**Définition des termes**

Définition du **nombre de sites** affectés au cluster :

$$\sum_{i \in I} x_{ij} = load_j \quad \forall j \in \{1, \dots, k\} \quad (4.13)$$

Définition du **temps total** d'un cluster  $j$ , soit la somme des temps de trajet entre le médoïde et les sites affectés :

$$\sum_{i \in I} x_{ij} \cdot c_{ij} = time_j \quad \forall j \in \{1, \dots, k\} \quad (4.14)$$

**Distinction entre un cluster plein et non plein :**

Un cluster plein doit contenir exactement  $CAP_{\max}$  sites, tandis qu'un cluster non plein ne peut pas atteindre cette capacité.

$$\text{si } y_j^{full} = 0 \text{ alors } load_j \leq CAP_{\max} - 1$$

$$\text{si } y_j^{full} = 1 \text{ alors } load_j = CAP_{\max}$$

Ce qui nous donne sous forme linéarisée (Big-M), avec  $M = CAP_{\max}$  :

$$load_j \geq CAP_{\max} \cdot y_j^{full} \quad \forall j \in \{1, \dots, k\} \quad (4.15)$$

$$load_j \leq (CAP_{\max} - 1) + CAP_{\max} \cdot y_j^{full} \quad \forall j \in \{1, \dots, k\} \quad (4.16)$$

Lorsque le cluster est plein, son **temps total doit respecter une borne maximale** :

$$\text{si } y_j^{full} = 1 \text{ alors } time_j \leq T_{\max}$$

Ce qui nous donne sous forme linéarisée (Big-M) :

$$time_j \leq T_{\max} + M \cdot (1 - y_j^{full}) \quad \forall j \in \{1, \dots, k\} \quad (4.17)$$

Avec :

$M$  Valeur big-M fixée en prenant le temps maximal qu'il y a entre un médoïde et un site multiplié par  $CAP_{\max}$

$T_{\max}$  Temps maximal de la somme des trajets entre chaque site du sous-secteur et son médoïde pour un sous-secteur lorsque le sous-secteur est plein

Exemples : Si  $T_{\max} = 7.5$ , alors pour les clusters pleins  $y_j^{full} = 1$  le temps total des trajets sites  $\rightarrow$  médoïde du sous-secteur ne peut pas dépasser 7.5 h de temps total.

### 4.2.1.3 Remarques

Dans une première approche, chaque site doit être affecté à une redondance de cluster afin que le modèle d'optimisation définit l'appartenance du site à quel sous-secteur. Le détail de cette méthode qui s'appelle *k-medoids* avec contrainte de capacité et redondance contrôlée figure en annexe E.1. Cette méthode n'a pas été retenue, car la taille du problème restait, en dépit d'une redondance limitée, beaucoup trop grande pour avoir des résultats dans un délai raisonnable.

## 4.2.2 Synthèse

Cette procédure de *k-medoids* avec contrainte de capacité permet :

- de construire des sous-secteurs / clusters équilibrés en taille et en densité temporelles,
- de garantir une couverture homogène (grâce à l'initialisation de la méthode de Gonzalez) (paragraphe 4.2.1.2),
- tout en testant des contraintes de faisabilité de la capacité  $CAP_{\min}$  et  $CAP_{\max}$ .

Cette procédure de *k-medoids* avec contrainte de capacité ne permet pas d'assurer une certaine flexibilité (via la redondance d'affectation).

Dans les résultats de ce chapitre, nous avons utilisé uniquement le **temps voiture** comme métrique obtenue via l'API OpenStreetMap (section 4.1) et n'avons pas ajouté le temps d'accès supplémentaire. Cette simplification peut, dans un nombre limité de cas, légèrement biaiser la proximité réelle entre sites.

# Chapitre 5

## Sous-secteurs

Le but est de créer des sous-secteurs afin de minimiser le nombre de semaines de la campagne et le temps des trajets, en respectant notamment les contraintes suivantes :

- la quantité disponible de matériel durant la semaine,
- la visite des PSAgA en début de semaine,
- le nombre de sites par sous-secteurs,
- le départ du dépôt en début de semaine et le retour au dépôt à la fin de la tournée du sous-secteur.

### 5.1 Optimisation de la création des sous-secteurs

Une sélection, qui est effectuée avec le solveur Gurobi, est préalablement faite afin de réduire le nombre d'arcs entre sites, comme mentionné dans la section 4.2.

### 5.2 Routing et optimisation à l'intérieur des sous-secteurs

L'optimisation des sous-secteurs est réalisée avec un programme linéaire mixte (PLM) et le solveur CBC. Le modèle est décrit à la section suivante (section 5.3).

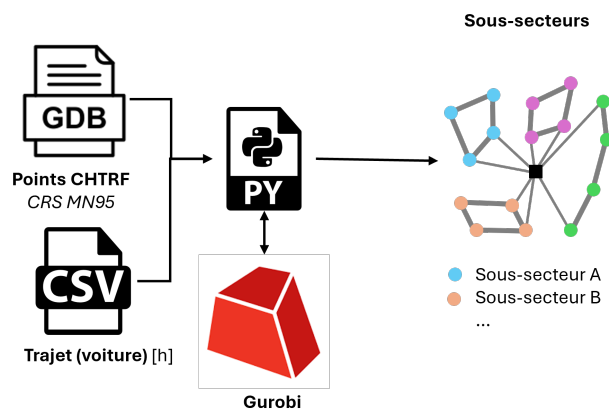


FIGURE 5.1 – Concept du script pour l'optimisation des sous-secteurs

## 5.3 Modèle mathématique - Routing et optimisation à l'intérieur des sous-secteurs

Cette section décrit le modèle mathématique planifiant les tournées hebdomadaires des collaborateurs, en introduisant la notion de *sous-secteur*.

L'objectif du modèle est de regrouper les différents sites en sous-secteurs opérationnels, chacun correspondant à une tournée hebdomadaire effectuée par un collaborateur. Le modèle regroupe un ensemble de sites géographiquement proches et compatibles avec les contraintes opérationnelles. Il les assemble de manière cohérente afin de limiter le nombre de jours sur le terrain et le temps total des trajets durant la campagne. L'ordre des visites d'une journée est flexible ; il doit cependant respecter la contrainte d'antennes disponibles, le temps journalier de travail et la séquence temporelle des interventions (installation, contrôle, récupération).

Le modèle est construit progressivement sur la base :

- des modalités de regroupement des sites en sous-secteurs, indépendamment de toute notion de temps,
- de l'organisation d'une journée de travail,
- de l'enchaînement des journées sur la semaine, en respectant les contraintes opérationnelles liées aux étapes d'installation, contrôle et récupération,
- des contraintes techniques et logiques (élimination des sous-tournées, gestion du stock d'antennes, etc.).

La problématique peut être formulée comme un problème de tournées de véhicules (VRP), où chaque véhicule représente un collaborateur affecté à un sous-secteur.

La modélisation se base sur la programmation linéaire mixte. Elle permet d'énoncer le problème sous forme de minimisation d'une fonction objectif avec un ensemble de contraintes linéaires. Les variables de décision décrivent notamment les affectations de sites aux sous-secteurs, les jours d'activité et les temps de déplacement entre site.

Dans cette section, l'attention porte sur les variables liées aux sites  $i$ , sous-secteurs  $r$  et jours  $d$ . Ces variables appartiennent aux ensembles :

$$\begin{aligned}i &\in I && \text{(ensemble des sites)} \\r &\in R && \text{(ensemble des sous-secteurs)} \\d &\in D && \text{(ensemble des jours)}\end{aligned}$$

Ainsi,  $i$  désigne un site individuel, tandis que  $I$  représente l'ensemble de tous les sites (considération similaire pour  $r \in R$  et  $d \in D$ ).

La section 5.3 est structurée comme suit :

- définition de la fonction objectif,
- structure des sous-secteurs,
- organisation d'une journée type,
- organisation hebdomadaire,
- contraintes spécifiques et limites.

En annexe B.1 figure un tableau récapitulatif des différents ensembles, paramètres et variables utilisés dans cette section.

### 5.3.1 Fonction objectif

Le but de la fonction objectif est de minimiser la durée globale de la campagne, en limitant les sous-secteurs supplémentaires, le nombre de jours sur le terrain et les déplacements. La fonction objectif combine plusieurs

critères pondérés, décrits ci-dessous.

La planification est réalisée à l'échelle d'une semaine de travail. Les jours indexés par  $d \in D$  correspondent aux jours ouvrables du lundi au samedi.

Pour chaque jour, la variable  $y_{rd}$  indique si la journée  $d$  du sous-secteur  $r$  est active.

$$y_{rd} = \begin{cases} 1 & \text{si le sous-secteur } r \in R \text{ est actif le jour } d \in D \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Pour chaque sous-secteur  $r$  et chaque jour  $d$ , les arcs  $x_{uvrd}^{\text{intra}}$  représentent les trajets entre sites  $u$  et  $v$  visités le même jour, tandis que  $x_{uvrd}^{\text{chain}}$  relie le début d'une journée à la fin de journée de la veille entre les sites  $u$  et  $v$ . En pondérant ces arcs par le temps de trajet  $\tau_{uv}$ , la somme totale est la durée cumulée des trajets de toute la campagne.

$$x_{uvrd}^{\text{intra}} = \begin{cases} 1 & \text{si l'arc entre le site } u \text{ et } v \text{ avec } u \in N, v \in N \text{ et } u \neq v, \text{ dans le sous-secteur } r \in R \\ & \text{est activé le jour } d \in D \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

$$x_{uvrd}^{\text{chain}} = \begin{cases} 1 & \text{si l'arc entre le site } u \text{ du jour précédent et le site } v \text{ dans le jour } d \in D, \text{ avec } u \in I \text{ et } v \in I, \\ & \text{activé dans le sous-secteur } r \in R \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Les pondérations  $\lambda_1$ ,  $\lambda_2$  et  $\lambda_3$  sont introduites afin de disposer d'une comparaison cohérente entre les 3 notions à minimiser (nombre de sous-secteurs, nombre de jours sur le terrain et temps des déplacements). Elles permettent également de favoriser l'un ou l'autre aspect dans la minimisation. La première composante  $\lambda_1$  pénalise chaque jour sur le terrain afin de réduire la durée globale de la campagne, la seconde  $\lambda_2$  pondère le temps cumulé des trajets de tous les collaborateurs et la troisième  $\lambda_3$  pondère l'ouverture de sous-secteur supplémentaire.

$$\min \lambda_1 \cdot \underbrace{\sum_{r \in R} \sum_{d \in D} y_{rd}}_{\text{Nombre de jours actifs}} + \lambda_2 \cdot \underbrace{\sum_{r \in R} \sum_{d \in D} \sum_{\substack{u \in N \\ v \in N \\ u \neq v}} \tau_{uv} \cdot (x_{uvrd}^{\text{chain}} + x_{uvrd}^{\text{intra}})}_{\text{Temps total de déplacement}} + \lambda_3 \cdot \underbrace{\text{extra}_R}_{\text{Nombre de sous-secteurs supplémentaires actifs}} \quad (5.1)$$

Avec :

- $\lambda_1$  Facteur de pondération du terme « Nombre de jours actifs »
- $\lambda_2$  Facteur de pondération du terme « Temps total de déplacement »
- $\lambda_3$  Facteur de pondération du terme « Nombre de sous-secteurs supplémentaires actifs »

$y_{rd} \in \{0, 1\}$  Vaut 1, si le sous-secteur  $r \in R$  est actif le jour  $d \in D$ , 0 sinon

$x_{uvrd}^{\text{chain}} \in \{0, 1\}$  Vaut 1, si l'arc entre le site  $u$  du jour précédent et le site  $v$  dans le jour  $d \in D$ , avec  $u \in I$  et  $v \in I$ , activé dans le sous-secteur  $r \in R$ , 0 sinon

$x_{uvrd}^{\text{intra}} \in \{0, 1\}$  Vaut 1, si l'arc entre le site  $u, v$  avec  $u \in N, v \in N$  et  $u \neq v$  dans le sous-secteur  $r \in R$  est activé le jour  $d \in D$ , 0 sinon

$\tau_{uv}$  Temps de trajet en véhicule [h] entre  $u$  et  $v$ , avec  $u \in N$  et  $v \in N$

$I$  Ensemble des sites  $i$  (regroupe tous les sites) (n'incluant pas le dépôt)

$N$  Ensemble des sites  $i$  (regroupe tous les sites) ainsi que le dépôt  $N = DEPOT \cup I$

$D$  Ensemble des jours ouvrables d'une semaine, soit du lundi au samedi  $D = \{0, \dots, 5\}$

### 5.3.1.1 Interprétation des paramètres $\lambda_1$ , $\lambda_2$ et $\lambda_3$

**Ordre de grandeur prévu** Les ordres de grandeur des différentes composantes de la fonction objectif doivent être évalués afin de fixer les pondérations :

- le nombre de jours actifs ( $\lambda_3$ ) : environ 30 sous-secteur  $\times$  6 jours = 180 jours,
- le temps total de déplacement [h] ( $\lambda_3$ ) : au maximum 180 jours  $\times$  6 h = 1080 h,
- le nombre de sous-secteurs supplémentaires ( $\lambda_3$ ) : valeur faible (eg. entre 0 et 2).

**Cas 1 : pondération unitaire** Si l'on fixe  $\lambda_1$ ,  $\lambda_2$ ,  $\lambda_3$  à 1, la minimisation sera dominée par le temps de déplacement, qui a le plus grand ordre de grandeur (jusqu' à environ 1000 h) et l'optimisation peut ignorer les autres objectifs.

**Cas 2 : pondération ajustée selon les priorités** Dans notre cas, la priorité est de limiter les sous-secteurs supplémentaires et une pondération élevée doit lui être attribuée en raison de son faible ordre de grandeur, soit un  $\lambda_3$  élevé (infini). Le nombre de jours actifs est ensuite minimisé, puis le temps total des déplacements. Le nombre de jours et le temps de déplacement ont des différents ordres de grandeur, il n'est pas nécessaire de modifier sensiblement  $\lambda_1$  et  $\lambda_2$ .

Les pondérations  $\lambda_1$  et  $\lambda_2$  peuvent également être ajustées, en fonction des priorités définies, pour influencer l'équilibre entre la minimisation du temps de déplacement et celle du nombre de jours d'activité.

La pondération retenue pour la fonction objectif (équation 5.1) est mentionnée dans le tableau 5.1.

Coefficient	Terme pondéré	Valeur retenue
$\lambda_3$	Sous-secteur supplémentaire actif	$ R ^2 \times  D ^2$
$\lambda_1$	Jours actifs	$ R  \times  D $
$\lambda_2$	Temps de déplacement	1

TABLEAU 5.1 – Pondération des termes de la fonction objectif

Ces valeurs sont choisies de manière à respecter la hiérarchie de priorité :

$$\lambda_3 \gg \lambda_1 \gg \lambda_2.$$

### 5.3.1.2 Nombre de sous-secteurs

Le nombre de sous-secteurs n'est pas, en l'état, intégré à la fonction objectif. Chaque sous-secteur est dimensionné pour regrouper au maximum  $Q_{\max}^{\text{ssec}}$  sites. La capacité maximale par sous-secteur  $Q_{\max}^{\text{ssec}}$  dépend du nombre d'antennes disponibles par sous-secteur. Le nombre total de sous-secteurs est donc directement déterminé par le nombre de sites à visiter et ne constitue pas une variable de décision. Par conséquent, le nombre total de sous-secteurs est indirectement minimisé.

L'ouverture de sous-secteur supplémentaire est cependant un critère à minimiser dans la fonction objectif (équation 5.1), car leur ouverture a un impact direct sur le nombre de semaines. Un ensemble de sous-secteurs de réserve  $R_{\text{Reserve}}$  est introduit, dès le départ, afin d'avoir plus de flexibilité et ajouté à l'ensemble des sous-secteurs  $R$ .

La minimisation de ces sous-secteurs supplémentaires est faite avec la variable entière  $\text{extra}_R$ . Cette variable est une variable entière avec un minimum 0 et représente le nombre de sous-secteurs au-delà du minimum théorique nécessaire.

$$\text{extra}_R \in \{0, 1, \dots\} = \text{nombre de sous-secteurs au-delà du minimum théorique nécessaire}$$

En effet, si l'on divise le nombre total de sites  $|I|$  par la capacité maximale d'un sous-secteur  $Q_{\max}^{\text{ssec}}$ , le nombre minimal de sous-secteurs permettant de couvrir la totalité des sites  $|R_{\min}|$  est obtenu :

$$|R_{\min}| = \left\lceil \frac{|I|}{Q_{\max}^{\text{ssec}}} \right\rceil \quad (5.2)$$

Cette modélisation nécessite cependant des contraintes supplémentaires (paragraphe 5.3.2.1), car  $\text{extra}_R$  dépend du nombre de sous-secteurs activés.

Un sous-secteur  $r$  est considéré comme actif dès qu'il est ouvert au premier jour de la semaine, correspondant à  $d = 0$ . Sa modélisation est faite par la variable binaire  $y_{r0}$ , qui vaut 1 si le sous-secteur  $r$  est ouvert le lundi de la semaine considérée, sinon 0.

$\sum_{r \in R} y_{r0}$  ne peut pas simplement être utilisée afin de ne pas pénaliser chaque sous-secteur ouvert, y compris ceux qui sont nécessaires au minimum théorique. Le but de la fonction objectif n'est pas de minimiser le nombre total de sous-secteurs, mais celui des sous-secteurs supplémentaires par rapport à  $|R_{\min}|$ .

La variable  $\text{extra}_R$  permet de mesurer l'écart entre le nombre total de sous-secteurs actifs et le nombre minimal requis, sans imposer de structure particulière sur leur numérotation ou ordonnancement.

Le nombre de sous-secteurs considérés comme supplémentaires correspond :

$$\text{extra}_R = |R| - |R_{\min}| \quad (5.3)$$

### 5.3.1.3 Temps sur sites

Le temps sur les sites n'est pas inclus dans la fonction objectif. Chaque site est visité trois fois (installation, contrôle et récupération) durant la campagne. Nous notons :

$$a^{\text{inst}} : \text{le temps d'installation} \quad a^{\text{ctrl}} : \text{le temps de contrôle} \quad a^{\text{rec}} : \text{le temps de récupération}$$

La durée de chacune des 3 étapes a été définie en accord avec swisstopo pour tous les sites visités, quel que soit l'ordre de la tournée et elle est constante :  $a^{\text{inst}} = 1.5$  h pour l'installation,  $a^{\text{ctrl}} = 0.5$  h pour le contrôle,  $a^{\text{rec}} = 1.0$  h pour la récupération.

Tous les sites devant être visités (installation, contrôle et récupération durant 3 jours successifs) durant la campagne, le temps total sur les sites est constant et n'a donc aucune influence sur la solution optimale.

### 5.3.2 Contraintes de structure des sous-secteurs (composition, capacité)

Cette sous-section définit la structure des sous-secteurs indépendamment de toute organisation temporelle.

A ce stade, le modèle précise quels sous-secteurs sont utilisés, quels sites sont regroupés ensemble et combien de sites un sous-secteur peut contenir, sans encore déterminer ni les jours, ni l'ordre de visite. Les décisions temporelles associées aux journées et à l'ordonnancement des visites sont introduites dans les sous-sections suivantes, en se basant sur cette structure.

#### 5.3.2.1 Sous-secteur de réserve

Comme mentionné au début de ce chapitre (paragraphe 5.3.1.2), le modèle autorise l'utilisation de sous-secteurs supplémentaires afin de garantir la faisabilité de la solution, lorsque le nombre minimal de sous-secteurs n'est pas suffisant. L'objectif est cependant de limiter leur utilisation.

La variable  $\text{extra}_R$  représente le nombre de sous-secteurs utilisés en excès par rapport au minimum requis. Ce minimum correspond au nombre de sous-secteurs nécessaires pour accueillir tous les sites, en prenant en considération la capacité maximale autorisée par sous-secteur.

Afin de permettre l'optimisation de cette quantité dans la fonction objectif, la variable  $\text{extra}_R$  doit être supérieure ou égale à la différence entre le nombre total de sous-secteurs actifs et du minimum requis.

$$\text{extra}_R \geq \sum_{r \in R} y_{r0} - \left\lceil \frac{|I|}{Q_{\text{ssec}}^{\text{max}}} \right\rceil \quad (5.4)$$

#### 5.3.2.2 Affectation et installation des sites

La planification des sites se base sur deux niveaux distincts :

1. l'appartenance de chaque site à un sous-secteur, indépendamment de l'aspect temporel. Cette décision définit avec quel autre site un site sera regroupé durant la campagne,
2. le jour précis où l'installation est réalisée sur le site.

Le modèle introduit deux variables distinctes afin de séparer ces deux décisions, l'une structurelle, l'autre temporelle.

#### Affectation globale

Le modèle détermine avec quel site chaque site sera regroupé dans un sous-secteur, sans préciser ni le jour, ni l'étape d'intervention. L'affectation globale est modélisée avec la variable binaire  $y_{ir}$  qui indique si le site  $i$  est associé au sous-secteur  $r$ .

$$y_{ir} = \begin{cases} 1 & \text{si le site } i \in I \text{ est affecté au sous-secteur } r \in R \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Chaque site  $i$  est affecté à un unique sous-secteur  $r$  :

$$\sum_{r \in R} y_{ir} = 1 \quad \forall i \in I \quad (5.5)$$

Cette contrainte garantit qu'un site n'appartient qu'à un seul sous-secteur sur l'ensemble de la campagne.

**Remarques :** L'affectation globale d'un site à un sous-secteur est modélisée, indépendamment des décisions journalières, afin de séparer la structure des sous-secteurs de l'organisation temporelle. Une alternative aurait été de déduire cette affectation sur la base de variables d'installation journalière  $y_{ird}^{\text{inst}}$ , ce qui aurait nécessité de sommer tous les jours de la campagne  $\sum_{d \in D} y_{ird}^{\text{inst}}$ , ce qui alourdirait sensiblement la formulation.

### Lien entre l'affectation et l'installation

L'installation ne peut avoir lieu que certains jours de la semaine. L'ensemble des jours durant lesquels l'installation est autorisée est noté par  $D^{\text{inst}} = \{0, \dots, 3\} \subseteq D$ , soit du lundi au jeudi, pour une semaine de 6 jours commençant le lundi.

L'installation d'un site est modélisée par la variable binaire  $y_{ird}^{\text{inst}}$  :

$$y_{ird}^{\text{inst}} = \begin{cases} 1 & \text{si le site } i \in I \text{ est installé dans le sous-secteur } r \in R \text{ le jour } d \in D^{\text{inst}} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Une fois les sous-secteurs définis, chaque site affecté à un sous-secteur doit être installé une fois durant la semaine. Le jour d'installation constitue la principale décision temporelle. Les étapes de contrôle (décalage de  $d + 1$  suivant l'installation) et de récupération (décalage de  $d + 2$  suivant l'installation) sont déterminées en fonction du jour d'installation par une séquence hebdomadaire fixe, appelée *pipeline*, qui sera détaillée dans les paragraphes suivants (paragraphe 5.3.4.1).

La contrainte suivante est introduite afin de relier explicitement les deux niveaux de décision, soit l'affectation globale et l'installation :

$$\sum_{d \in D^{\text{inst}}} y_{ird}^{\text{inst}} = y_{ir} \quad \forall i \in I, \forall r \in R \quad (5.6)$$

Cette égalité impose que :

- aucun site ne peut être affecté à un sous-secteur sans y être effectivement installé et
- aucun site ne peut être installé dans un sous-secteur sans y être affecté.

L'introduction de la variable  $y_{ir}$  permet notamment d'exprimer simplement des contraintes globales, telles que les bornes minimales  $Q_{\min}^{\text{ssec}}$  et maximales  $Q_{\max}^{\text{ssec}}$  concernant le nombre de sites par sous-secteur ; elle renforce également la formulation du modèle, améliorant ainsi sa lisibilité et son temps de résolution :

$$Q_{\min}^{\text{ssec}} \leq \sum_{i \in I} y_{ir} \leq Q_{\max}^{\text{ssec}} \quad \forall r \in R$$

#### 5.3.2.3 Capacité d'un sous-secteur

La taille des sous-secteurs est limitée afin de respecter les contraintes matérielles de la campagne, notamment le nombre d'antennes disponibles par collaborateur.

#### Capacité maximale d'un sous-secteur

Un sous-secteur peut contenir au maximum  $Q_{\max}^{\text{ssec}}$  sites distincts. Cette limite est exprimée par la contrainte suivante :

$$\sum_{i \in I} y_{ir} \leq Q_{\max}^{\text{ssec}} \quad \forall r \in R \quad (5.7)$$

La valeur de  $Q_{\max}^{\text{ssec}}$  est fixée sur la base du stock d'antennes par collaborateur. Elle garantit qu'un sous-secteur demeure opérationnellement réalisable.

Aucune capacité minimale n'est imposée dans le modèle. Ce choix est volontaire afin de conserver la flexibilité suffisante pour l'introduction ultérieure de règle heuristique dans une approche itérative.

La composition et la capacité des sous-secteurs sont, à la fin de cette sous-section, entièrement définies. Les sous-sections suivantes introduisent l'organisation temporelle de ces sous-secteurs, à l'échelle d'une journée, puis de la semaine.

### 5.3.3 Contraintes d'une journée isolée (tourné journalière)

Le modèle décrit l'organisation d'une journée isolée de travail, indépendamment de sa position dans la semaine. La journée représente une tournée d'un collaborateur dans un sous-secteur donné et pour un jour donné. Un sous-secteur peut être actif ou inactif un jour donné. Lorsqu'il est actif, une visite doit être au moins planifiée ce jour-là ; lorsqu'il est inactif, aucune activité n'est autorisée.

Les interventions sont planifiées à l'échelle de la semaine de travail. Les jours sont indexés par  $d \in D$ , le jour  $d = 0$  correspondant au lundi jusqu'au samedi ( $d = 5$ ).

$d$	0	1	2	3	4	5
Jour	Lun	Mar	Mer	Jeu	Ven	Sam

TABLEAU 5.2 – Indexation des jours de la semaine

#### 5.3.3.1 Types d'activités journalières

Une variable binaire  $v_{ird}$  indique si le site  $i$  est visité (le jour  $d$  dans le sous-secteur  $r$ ), indépendamment de l'étape réalisée. Elle permet notamment de connaître le nombre de sites  $i$  actifs pour un jour  $d$  et un sous-secteur  $r$ .

$$v_{ird} = \begin{cases} 1 & \text{si le site } i \in I \text{ est installé, contrôlé ou récupéré au sous-secteur } r \in R \text{ le jour } d \in D \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

#### Lien entre visite et étape (installation, contrôle et récupération)

Les interventions possibles sur un site se font selon trois étapes : *installation*, *contrôle* et *récupération*, sur 3 jours successifs. Trois variables binaires sont introduites afin de modéliser quelle étape est réalisée sur le site  $i$  le jour  $d$  dans le sous-secteur  $r$  :

$$y_{ird}^{\text{inst}} = \begin{cases} 1 & \text{si le site } i \in I \text{ est installé dans le sous-secteur } r \in R \text{ le jour } d \in D^{\text{inst}} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

$$y_{ird}^{\text{ctrl}} = \begin{cases} 1 & \text{si le site } i \in I \text{ est contrôlé dans le sous-secteur } r \in R \text{ le jour } d \in D^{\text{ctrl}} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

$$y_{ird}^{\text{rec}} = \begin{cases} 1 & \text{si le site } i \in I \text{ est récupéré dans le sous-secteur } r \in R \text{ le jour } d \in D^{\text{rec}} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Le modèle utilise également la variable de visite  $v_{ird}$ , qui indique si le site  $i$  est *visité* le jour  $d$  (indépendamment de l'étape). Ces deux niveaux sont reliés en imposant qu'un site est visité si et seulement si une installation, un contrôle ou une récupération est réalisée ce jour-là :

$$v_{ird} = y_{ird}^{\text{inst}} + y_{ird}^{\text{ctrl}} + y_{ird}^{\text{rec}} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.8)$$

La variable  $v_{ird}$  permet de traiter plus facilement les informations au niveau de l'*activité journalière* plutôt qu'au niveau de l'*étape*.

La principale décision temporelle est l'installation et les jours de contrôle et récupération sont déduits par la séquence hebdomadaire (pipeline), présentée dans le paragraphe 5.3.4.1.

### Liaison entre affectation et activité journalière

Un site  $i$  ne peut être visité un jour  $d$  dans un sous-secteur  $r$  que s'il est effectivement affecté à ce sous-secteur  $r$  :

$$v_{ird} \leq y_{ir} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.9)$$

Cette contrainte assure la cohérence entre la planification des sites (leur affectation à un sous-secteur) et leur activité journalière.

### Lien entre site et jour actif

Un site  $i$  ne peut faire l'objet d'aucune activité dans un sous-secteur  $r$  un jour  $d$  où ce sous-secteur n'est pas actif. Cette contrainte garantit la cohérence temporelle entre les activités journalières et le calendrier opérationnel du sous-secteur.

$$y_{ird}^{\text{inst}} \leq y_{rd} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D^{\text{inst}} \quad (5.10)$$

$$y_{ird}^{\text{ctrl}} \leq y_{rd} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D^{\text{ctrl}} \quad (5.11)$$

$$y_{ird}^{\text{rec}} \leq y_{rd} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D^{\text{rec}} \quad (5.12)$$

$$v_{ird} \leq y_{rd} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.13)$$

Ainsi, si  $y_{rd} = 0$  (jour non travaillé pour le collaborateur du sous-secteur  $r$ ), aucune activité ne peut y être effectuée.

L'unique inégalité 5.13, associée à la définition  $v_{ird} = y_{ird}^{\text{inst}} + y_{ird}^{\text{ctrl}} + y_{ird}^{\text{rec}}$ , suffirait à rendre les inégalités (5.10 - 5.12) implicites. Nous conservons néanmoins les quatre inégalités (5.10 - 5.13), car elles renforcent la formulation (relaxation linéaire plus serrée, meilleure propagation) et améliore ainsi la performance de la résolution. Avec l'inégalité 5.13, une visite ne peut avoir lieu que si le sous-secteur est actif le jour considéré. Cette contrainte autorise cependant encore l'activation de journées sans aucune visite planifiée.

Un sous-secteur ne peut être actif un jour donné que s'il a au moins une visite planifiée ce jour-là.

$$\sum_{i \in I} v_{ird} \geq y_{rd} \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.14)$$

#### 5.3.3.2 Ordonnancement intra-journalier des visites

L'ordre de visite des sites durant la journée doit être structuré afin d'obtenir une tournée continue lorsque le sous-secteur  $r$  est actif le jour  $d$ .

#### Un premier et un dernier site par jour

Pour chaque sous-secteur  $r$  actif et chaque jour  $d$ , soit  $y_{rd} = 1$ , la tournée journalière doit commencer et se terminer sur un site distinct. Nous introduisons donc les variables binaires suivantes  $s_{ird}^{\text{first}}$  et  $s_{ird}^{\text{last}}$  :

$$s_{ird}^{\text{first}} = \begin{cases} 1 & \text{si le site } i \in I \text{ est le premier site visité au sous-secteur } r \in R \text{ le jour } d \in D \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

$$s_{ird}^{\text{last}} = \begin{cases} 1 & \text{si le site } i \in I \text{ est le dernier site visité au sous-secteur } r \in R \text{ le jour } d \in D \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Un unique site  $i$  est désigné, pour chaque jour  $d$  et pour chaque sous-secteur  $r$  actif, est désigné comme premier (*first*) et un unique site comme dernier (*last*) de la tournée :

$$\sum_{i \in I} s_{ird}^{\text{first}} = y_{rd} \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.15)$$

$$\sum_{i \in I} s_{ird}^{\text{last}} = y_{rd} \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.16)$$

Ces contraintes assurent qu'un sous-secteur actif ( $y_{rd} = 1$ ) possède un site de départ et un site d'arrivée pour la journée. Si le jour  $d$  de ce sous-secteur n'est pas actif ( $y_{rd} = 0$ ), aucun site ne peut être désigné comme premier ou dernier.

### Liaison de cohérence entre visite et premier / dernier du jour

La contrainte que les sites désignés comme premier ou dernier soient visités le jour correspondant dans le sous-secteur concerné est introduite :

$$s_{ird}^{\text{first}} \leq v_{ird} \quad \forall r \in R, \forall d \in D, \forall i \in I \quad (5.17)$$

$$s_{ird}^{\text{last}} \leq v_{ird} \quad \forall r \in R, \forall d \in D, \forall i \in I \quad (5.18)$$

Ces contraintes garantissent la cohérence : un site ne peut être déclaré premier ou dernier que s'il est effectivement visité ce jour-là dans le sous-secteur.

### 5.3.3.3 Déplacement du jour

Cette partie décrit la structure des déplacements associés à une journée de travail dans un sous-secteur donné. L'objectif est de garantir que les sites visités soient, pour chaque jour actif, reliés par une tournée continue, sans sous-boucle.

Ainsi, deux types de déplacement sont distingués :

- Trajets intra-jour : entre deux sites visités ( $u$  et  $v$ ) le même jour  $d$  dans le sous-secteur  $r$ , notés  $x_{uvrd}^{\text{intra}}$ ,
- Trajets inter-jour (arc de chaînage) : reliant la fin d'un jour au début du jour suivant (eg. entre le dernier site  $u$  du jour  $d - 1$  et  $v$  le premier du jour  $d$  dans le sous-secteur  $r$ ), notés  $x_{uvrd}^{\text{chain}}$ .

Les arcs intra-journées décrivent la structure de la tournée journalière et les arcs inter-jour assurent la continuité de la tournée sur plusieurs jours consécutifs. Cette distinction permet :

- de compter le temps de trajet journalier,
- d'éviter une sous-boucle dans une même journée et
- de structurer proprement l'ordre des visites.

### Chaînage à l'intérieur d'un jour (intra-jour)

Les contraintes suivantes imposent qu'un site visité possède une unique entrée et une unique sortie d'arc, ce qui garantit la continuité de la tournée dans la journée.

**Entrée dans un site (au plus une fois par jour)** Chaque site  $i$  d'un sous-secteur  $r$  ne peut être visité qu'une seule fois par jour. Il ne peut y avoir ainsi qu'un seul arc entrant vers  $i$  (soit d'un autre site visité le même jour, soit du dépôt), au jour  $d$ .

Le premier jour de la semaine ( $d = 0$ ), aucune transition d'un jour précédent n'est possible. L'entrée dans un site ne peut alors provenir que :

- d'un autre site visité le même jour (arc intra-journalier),
- ou du dépôt.

$$\sum_{\substack{u \in I \\ u \neq i}} x_{uir0}^{\text{intra}} + x_{depotir0}^{\text{intra}} = v_{ir0} \quad \forall r \in R, \forall i \in I \quad (5.19)$$

Pour les jours suivants ( $d \geq 1$ ), l'entrée dans un site peut provenir soit :

- d'un site visité le même jour (arc intra-journalier),
- du dernier site visité le jour précédent, via un arc de chaînage.

La contrainte devient alors :

$$\sum_{\substack{u \in I \\ u \neq i}} x_{uir d}^{\text{intra}} + \sum_{u \in I} x_{uir d}^{\text{chain}} = v_{ir d} \quad \forall r \in R, \forall i \in I, \forall d \in D \setminus \{0\} \quad (5.20)$$

Ces relations assurent qu'un site visité possède une unique entrée, avec la possibilité d'une transition entre deux journées consécutives.

**Sortie d'un site (au plus une fois par jour)** Chaque site visité un jour donné doit, comme pour l'entrée, avoir une unique sortie, soit :

- vers un autre site du même jour  $x_{ivr d}^{\text{intra}}$
- vers le premier site du jour suivant  $x_{ivr d+1}^{\text{chain}}$
- ou vers le dépôt, s'il s'agit du dernier site de la semaine  $x_{idepotr d}^{\text{chain}}$

Pour les jours  $d$  tels qu'un jour suivant existe ( $d < \max D$ ), il est nécessaire que :

$$\sum_{\substack{v \in I \\ v \neq i}} x_{ivr d}^{\text{intra}} + x_{ivr d+1}^{\text{chain}} + x_{idepotr d}^{\text{intra}} = v_{ir d} \quad \forall r \in R, \forall i \in I, \forall d \in D \setminus \{\max D\} \quad (5.21)$$

Le dernier jour de l'ensemble  $D$  a une contrainte particulière : il n'existe pas de jour suivant, aucun chaînage vers  $d + 1$  n'est ainsi possible.

$$\sum_{\substack{v \in I \\ v \neq i}} x_{ivr 5}^{\text{intra}} + x_{idepotr 5}^{\text{intra}} = v_{ir 5} \quad \forall r \in R, \forall i \in I \quad (5.22)$$

Cette contrainte assure que tout site visité un jour  $d$  possède une sortie unique, garantissant ainsi la continuité de la tournée.

#### 5.3.3.4 Durée maximale et charge journalière de travail

Le modèle distingue deux types de déplacement dans une journée afin de vérifier que le respect de la durée maximale autorisée de temps de travail journalier  $H_{\max}$  :

- les déplacements *intra-jour* des trajets effectués entre deux sites visités le même jour,
- les déplacements de *inter-jour (chaînage)* des trajets reliant le dernier site du jour précédent et le premier site du jour courant.

Cette distinction permet de comptabiliser correctement le temps de travail journalier, en assurant la continuité des tournées sur la semaine.

#### Définition du temps journalier

Le temps de travail par jour est limité à une durée maximale notée  $H_{\max}$  et fixée à 12 heures. Il inclut les éléments suivants :

- les temps de déplacement, indépendamment du moyen de transport utilisé,
- les temps d'intervention sur les sites pour les différentes étapes (installation, contrôle et récupération),
- les temps supplémentaires liés aux caractéristiques spécifiques de certains sites.

### Cas particulier influençant la durée

**Sites non accessibles en voiture** Pour un site  $i$  nécessitant un accès à pied ou par un autre moyen non motorisé, un temps supplémentaire  $a_i^{\text{DEPL}}$  est ajouté. Ce surcoût est directement intégré dans la matrice des temps de déplacement  $\tau_{uv}$ .

**Sites PSAgA** Les sites classés PSAgA (sites à sécurité renforcée) requièrent un temps supplémentaire lié notamment aux procédures d'accès et d'équipement. Ce surcoût est modélisé avec un pourcentage additionnel appliqué aux durées standards des étapes. Les durées majorées sont notées :

$$a_{\text{PSAgA}}^{\text{inst}}, \quad a_{\text{PSAgA}}^{\text{ctrl}}, \quad a_{\text{PSAgA}}^{\text{rec}}$$

En accord avec swisstopo, un facteur de 30% est appliqué à chacune de ces durées. Ainsi pour chaque étape  $p \in \{\text{inst}, \text{ctrl}, \text{rec}\}$ , on a :

$$a_{\text{PSAgA}}^p = 1.3 \cdot a^p$$

**Temps d'intervention** Un site peut faire, un jour donné, l'objet d'une installation, un contrôle ou une récupération. Pour distinguer ces étapes au niveau journalier, trois variables binaires  $y_{ird}^{\text{inst}}$ ,  $y_{ird}^{\text{ctrl}}$  et  $y_{ird}^{\text{rec}}$  indiquent respectivement si une installation, un contrôle ou une récupération est effectué sur le site  $i$  dans le sous-secteur  $r$  le jour  $d$ . Leur positionnement temporel dans la semaine est déterminé par la séquence hebdomadaire (pipeline), décrite dans le paragraphe 5.3.4.1.

### Contrainte de durée maximale journalière

La contrainte suivante impose que la durée totale d'une tournée journalière (interventions + déplacements) ne dépasse pas  $H_{\max}$  lorsque le sous-secteur  $r$  est actif le jour  $d$ .

Les déplacements journaliers sont représentés par 2 types d'arcs :

- $x_{uvrd}^{\text{intra}}$  : déplacement entre 2 sites visités le même jour  $d$  et
- $x_{uvrd}^{\text{chain}}$  : déplacement de chaînage (transition entre jours), comptabilisé dans le temps du jour.

Le terme  $y_{rd}$  indique si le sous-secteur  $r$  est actif le jour  $d$ .

Dans cette formulation, le temps de chaînage  $x_{uvrd}^{\text{chain}}$  correspond au déplacement reliant le dernier site du jour précédent au premier site du jour  $d$ . Bien que sa structure soit déterminée par l'organisation hebdomadaire, il est comptabilisé dans la charge de travail du jour  $d$ .

L'inégalité sur le temps journalier peut être écrite ainsi :

$$\begin{aligned}
 & \underbrace{\sum_{\substack{u \in I \\ v \in I}} \tau_{uv} \cdot x_{uvrd}^{\text{chain}} + \sum_{\substack{u \in N \\ v \in N \\ u \neq v}} \tau_{uv} \cdot x_{uvrd}^{\text{intra}}}_{\text{Temps de déplacement}} + \underbrace{\sum_{i \in I} (a^{\text{inst}} \cdot y_{ird}^{\text{inst}} + a^{\text{ctrl}} \cdot y_{ird}^{\text{ctrl}} + a^{\text{rec}} \cdot y_{ird}^{\text{rec}})}_{\text{Temps sur site}} \\
 & + \underbrace{\sum_{i \in I_{\text{PSAgA}}} (a_{\text{PSAgA}}^{\text{inst}} \cdot y_{ird}^{\text{inst}} + a_{\text{PSAgA}}^{\text{ctrl}} \cdot y_{ird}^{\text{ctrl}} + a_{\text{PSAgA}}^{\text{rec}} \cdot y_{ird}^{\text{rec}})}_{\text{Temps supplémentaire PSAgA}} \leq H_{\max} \cdot y_{rd} \quad \forall r \in R, \forall d \in D
 \end{aligned} \tag{5.23}$$

### 5.3.4 Contraintes d'enchaînement des jours sur la semaine (pipeline + chaînage + dépôt)

Les interventions sur les sites suivent une logique fixe : *installation*, *contrôle*, puis *récupération*. Cette sous-section décrit l'enchaînement des journées précédemment définies sur la semaine, en respectant cette séquence, la continuité des jours actifs et les contraintes de départ et de retour au dépôt.

#### 5.3.4.1 Séquence hebdomadaire des visites (pipeline)

##### Pipeline hebdomadaire - Séquence de jours (PVRP)

Les jours admissibles pour chaque étape (installation  $d$ , contrôle  $d + 1$  et récupération  $d + 2$ ) sont limités afin de ne pas créer des variables sur des jours ou des étapes qui sont impossibles :

$$D^{\text{inst}} \subseteq D \quad D^{\text{ctrl}} \subseteq D \quad D^{\text{rec}} \subseteq D$$

Dans le cadre d'une tournée hebdomadaire, les installations sont autorisées uniquement entre le jour du départ, soit le lundi ( $d = 0$ ) et le jeudi ( $d = 3$ ), afin de permettre un contrôle le lendemain et une récupération le surlendemain durant la même semaine :

$$D^{\text{inst}} = \{0, 1, 2, 3\} \quad D^{\text{ctrl}} = \{1, 2, 3, 4\} \quad D^{\text{rec}} = \{2, 3, 4, 5\}$$

Le pipeline hebdomadaire impose ainsi les relations suivantes :

$$y_{ird+1}^{\text{ctrl}} = y_{ird}^{\text{inst}} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D^{\text{inst}} \quad (5.24)$$

$$y_{ird+2}^{\text{rec}} = y_{ird}^{\text{inst}} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D^{\text{inst}} \quad (5.25)$$

Ces deux relations imposent la séquence temporelle hebdomadaire entre les trois étapes de visite pour chaque site.

##### Cohérence hebdomadaire de 3 visites par site

Chaque site peut être visité 3 fois et durant la même semaine.

$$\sum_{d \in D} v_{ird} = 3 \cdot y_{ir} \quad \forall i \in I, \forall r \in R \quad (5.26)$$

#### 5.3.4.2 Chaînage entre les journées consécutives

L'objectif du *chaînage inter-journalier* est de relier la fin du jour  $d - 1$  au début du jour suivant  $d$  par *un unique lien* pour assurer la continuité de la tournée durant la semaine.

Il est indiqué  $x_{uvrd}^{\text{chain}}$  une variable binaire valant 1 si l'arc de chaînage relie le dernier site  $u$  du jour  $d - 1$  au premier site  $v$  du jour  $d$ , 0 sinon. Par définition, il n'existe pas de chaînage *entrant* le lundi ( $d = 0$ ); les arcs de chaînage ne concernent donc que  $d \in \{1, \dots, 5\}$ . Les arcs de chaînage relient uniquement des *sites* entre eux (sans dépôt); les départs et retours au dépôt sont traités séparément (à partir des arcs intra-journalier).

##### Un unique arc de chaînage

Si le jour  $d$  est actif pour le sous-secteur  $r$ , un unique arc de chaînage est activé pour relier le jour précédent  $d - 1$  au jour  $d$  :

$$\sum_{u \in I} \sum_{v \in I} x_{uvrd}^{\text{chain}} = y_{rd} \quad \forall r \in R, \forall d \in \{1, \dots, 5\} \quad (5.27)$$

### Origine de l'arc : dernier site du jour précédent

Un arc de chaînage ne peut partir d'un site  $i$  que si ce site est effectivement le *dernier* du jour  $d - 1$ . Il doit ainsi avoir une seule chaîne de  $i$  vers n'importe quel site  $v$  pour le jour  $d$ .

$$\sum_{v \in I} x_{ivrd}^{\text{chain}} \leq s_{ird-1}^{\text{last}} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in \{1, \dots, 5\} \quad (5.28)$$

### Destination de l'arc : premier site du jour courant

Le site  $i$  est désigné comme *premier* le jour  $d$ , soit la destination de l'arc de chaînage du précédent jour.

$$\sum_{u \in I} x_{uird}^{\text{chain}} = s_{ird}^{\text{first}} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in \{1, \dots, 5\} \quad (5.29)$$

Ces contraintes assurent que tout arc de chaînage est unique et relie le dernier site du jour  $d - 1$  au premier site du jour  $d$ . Elles assurent ainsi la cohérence du chaînage entre deux journées consécutives, sans systématiquement imposer l'existence d'un tel arc.

L'utilisation d'une inégalité pour l'origine de l'arc (5.28) et d'une égalité pour sa destination (5.29) est volontaire. L'égalité impose que, lorsqu'un site est désigné comme premier le jour  $d$ , il doit être atteint uniquement par un arc de chaînage. Cette contrainte est appliquée dès le second jour de la tournée, le premier jour étant un cas particulier, car la tournée débute au dépôt et ne nécessite pas d'arc entrant. L'inégalité permet cependant de ne pas systématiquement imposer l'existence d'un arc sortant du dernier site du jour  $d - 1$ , notamment lorsqu'aucune visite n'est prévue le jour suivant et la tournée se termine en fin de semaine.

### Cas site de la veille $u =$ site du lendemain $v$ et modélisation de l'hébergement

Le cas  $u = v$  (même site en fin de journée  $d - 1$  et en début de journée  $d$ ) est autorisé. Il correspond à une situation où l'équipe demeure au même endroit. Dans ce cas, un éventuel déplacement vers un hébergement (hôtel) est alors modélisé via le temps associé à l'arc de chaînage.

**Temps nocturne total associé à un chaînage** Un temps *nocturne total* est défini :

$$\tau_{uv}^{\text{chain}} = \begin{cases} t_{uv} & \text{si } u \neq v \\ t_{uv} + T_{\text{dodo}} & \text{si } u = v \end{cases}$$

où  $t_{uv}$  est le temps de trajet entre les sites  $u$  et  $v$ , et  $T_{\text{dodo}}$  un temps fixe représentant l'aller-retour vers un hébergement lorsque le opérateur dort à proximité du site (ici,  $T_{\text{dodo}} = 1.5$  h). Ce paramètre a été fixé en accord avec swisstopo.

**Répartition sur les deux journées** Ce temps nocturne est réparti entre les deux journées consécutives afin d'éviter de surcharger une seule journée :

$$\text{part imputée au jour } d - 1 = \frac{1}{2} \tau_{uv}^{\text{chain}} \quad \text{part imputée au jour } d = \frac{1}{2} \tau_{uv}^{\text{chain}}$$

Une moitié est imputée au jour de départ et une moitié au jour d'arrivée afin de répartir équitablement ce temps entre les deux journées. Ainsi, la comptabilisation pour tout arc de chaînage activé ( $x_{uvrd}^{\text{chain}} = 1$ ) est la suivante :

$$\text{Temps}_{d-1} = \frac{1}{2} \cdot \tau_{uv}^{\text{chain}} \cdot x_{uvrd}^{\text{chain}} \quad \text{Temps}_d = \frac{1}{2} \cdot \tau_{uv}^{\text{chain}} \cdot x_{uvrd}^{\text{chain}} \quad (5.30)$$

Cette modélisation permet de représenter deux situations opérationnelles :

- **l'opérateur dort près du site** : si  $u = v$ , il revient le lendemain sur le même site ; le temps  $T_{\text{dodo}}$  simule l'aller-retour vers un hébergement. La moitié du trajet est imputée à chaque journée,

- **l'opérateur change de site** : si  $u \neq v$ , il se déplace vers une zone intermédiaire. La moitié du trajet est imputée à chaque journée.

**Lien avec la contrainte de la durée journalière** Dans la contrainte de durée journalière (paragraphe 5.3.3.4), le paramètre  $\tau_{uv}$  associé à un arc de chaînage  $x_{uvrd}^{\text{chain}}$  représente la *part du temps nocturne imputée au jour d*.

Dans notre implémentation, cette part correspond à la moitié du temps nocturne total :

$$\tau_{uv} = \frac{1}{2} \tau_{uv}^{\text{chain}}$$

La contrainte de durée journalière (paragraphe 5.3.3.4) est transcrite sous la forme condensée suivante :

$$\underbrace{\sum_{\substack{u \in I \\ v \in I}} \tau_{uv} x_{uvrd}^{\text{chain}} + \sum_{\substack{u \in N \\ v \in N \\ u \neq v}} \tau_{uv} x_{uvrd}^{\text{intra}}}_{\text{Temps de déplacement}} + \dots \leq H_{\max} \cdot y_{rd} \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.31)$$

La contribution réelle des arcs de chaînage au temps du jour  $d$  s'écrit :

$$\sum_{\substack{u \in I \\ v \in I}} \tau_{uv} x_{uvrd}^{\text{chain}} = \sum_{\substack{u \in I \\ v \in I}} \frac{1}{2} \tau_{uv}^{\text{chain}} x_{uvrd}^{\text{chain}} + \sum_{\substack{u \in I \\ v \in I}} \frac{1}{2} \tau_{uv}^{\text{chain}} x_{uvrd+1}^{\text{chain}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.32)$$

Cette écriture explicite confirme que le temps de nuit est correctement réparti entre deux journées consécutives.

### 5.3.4.3 Départ et retour au dépôt

Le début et la fin de la tournée de la semaine du sous-secteur ont toujours lieu au dépôt (Wabern), qui est noté  $i_{\text{DEPOT}}$ . Le début de semaine est le lundi au dépôt, soit un jour  $d = 0$ . Le retour au dépôt a lieu à la fin de la tournée des sites.

#### Départ le lundi du dépôt

Le premier site visité de la tournée est toujours le lundi (jour  $d = 0$ ) dans le sous-secteur  $r$  correspondant à l'arc du dépôt vers un site  $i$  :

$$x_{i_{\text{DEPOT}}ir0}^{\text{intra}} = s_{ir0}^{\text{first}} \quad \forall i \in I, \forall r \in R \quad (5.33)$$

Ainsi, si le sous-secteur  $r$  est actif le lundi, un unique arc part du dépôt :

$$\sum_{i \in I} x_{i_{\text{DEPOT}}ir0}^{\text{intra}} = y_{r0} \quad \forall r \in R \quad (5.34)$$

Si le jour  $d$  est actif, le jour précédent l'est aussi (sauf pour le jour du départ  $d = 0$ ). Les jours actifs doivent donc être consécutifs dans la semaine :

$$y_{rd} \leq y_{rd-1} \quad \forall r \in R, \forall d \in D = \{1, \dots, 5\} \quad (5.35)$$

#### Retour au dépôt le dernier jour actif de la tournée et fin de tournée

Le retour au dépôt doit avoir lieu, pour des raisons d'organisation, au plus tard le samedi, mais pas toujours. Il intervient lorsque tous les sites de ce sous-secteur ont été visités. Une fois le retour effectué, les jours suivants de la semaine sont considérés comme *inactifs* pour ce sous-secteur. Ces contraintes permettent ainsi de modéliser la fin de la tournée pour chaque sous-secteur, en assurant que le planning journalier s'interrompt automatiquement le jour suivant le retour au dépôt.

Nous introduisons la variable binaire  $ret_{rd}$ , pour définir le retour au dépôt :

$$ret_{rd} = \begin{cases} 1 & \text{si pour le sous-secteur } r \in R, \text{ le jour } d \in D \text{ est défini comme le dernier jour de la tournée} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Le jour du retour au dépôt ne peut être effectué que du dernier site visité :

$$x_{ii_{\text{DEPOT}rd}}^{\text{intra}} \leq s_{ird}^{\text{last}} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D^{\text{rec}} \quad (5.36)$$

Un retour au dépôt est activé lorsqu'un trajet vers le dépôt est réalisé :

$$\sum_{i \in I} x_{ii_{\text{DEPOT}rd}}^{\text{intra}} = ret_{rd} \quad \forall r \in R, \forall d \in D^{\text{rec}} \quad (5.37)$$

Le jour du retour doit être attribué à un jour actif du sous-secteur :

$$ret_{rd} \leq y_{rd} \quad \forall r \in R, \forall d \in D^{\text{rec}} \quad (5.38)$$

Il y a au maximum un retour par sous-secteur. Si le premier jour est inactif, il n'a pas de retour dans ce sous-secteur.

$$\sum_{d \in D^{\text{rec}}} ret_{rd} = y_{r0} \quad \forall r \in R \quad (5.39)$$

Après le retour au dépôt, il n'y a plus aucune activité sur le terrain dans la semaine. Si l'opérateur rentre la veille au dépôt, le jour  $d$  doit être désactivé.

$$y_{rd} + ret_{rd-1} \leq 1 \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.40)$$

### Restriction du nombre de jours chargés sur la semaine

Le nombre de *jours chargés* par sous-secteur est limité afin d'éviter un déséquilibre dans la charge de travail durant la semaine. On note  $H_{rd}$  la durée totale de travail du sous-secteur  $r$  le jour  $d$  (telle que modélisée dans la contrainte de durée journalière). La durée journalière est bornée par une limite maximale de  $H_{\text{max}}$  heures (12 h). Une journée est qualifiée de *chargée* lorsque  $H_{rd}$  dépasse 10 h. L'objectif est alors de limiter à deux le nombre de jours chargés durant la semaine. A cet effet, une variable binaire  $z_{rd}^{\text{long}}$  est intégré :

$$z_{rd}^{\text{long}} = \begin{cases} 1 & \text{si pour le sous-secteur } r \in R, \text{ le jour } d \in D \text{ est autorisé à être chargé (dépassé 10 h de travail)} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Cette contrainte implique :

$$H_{rd} \leq \begin{cases} 10 & \text{si } z_{rd}^{\text{long}} = 0 \\ H_{\text{max}} & \text{si } z_{rd}^{\text{long}} = 1 \end{cases}$$

La relation entre le temps de travail journalier  $H_{rd}$  et l'indicateur de jour chargé est modélisée par une inégalité conditionnelle :

$$H_{rd} \leq 10 \cdot y_{rd} + (H_{\text{max}} - 10) \cdot z_{rd}^{\text{long}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.41)$$

Enfin, le nombre total de jours chargés par sous-secteur est limité par :

$$\sum_{d \in D} z_{rd}^{\text{long}} \leq 2 \quad \forall r \in R \quad (5.42)$$

Cette contrainte a été implémentée dans le modèle ; elle est cependant désactivée dans les paramètres de calcul afin de ne pas trop limiter les solutions.

### 5.3.5 Contraintes techniques et règles opérationnelles spécifiques

Cette sous-section regroupe les contraintes nécessaires pour assurer la validité mathématique des tournées (absence de sous-tournée) et intégrer certaines règles opérationnelles (logistique des antennes, sites PSaGA, jours interdits, etc.).

#### 5.3.5.1 Élimination des sous-tournées (contrainte Miller-Tucker-Zemlin, MTZ)

Les contraintes de chaînage garantissent que chaque site visité possède une entrée et une sortie par jour, elles n'empêchent cependant pas l'apparition de plusieurs sous-tournées indépendantes dans une même journée au lieu d'une tournée unique et continue.

La formule de Miller-Tucker-Zemlin (MTZ), issu du problème du voyageur de commerce (TSP), est utilisé afin d'éviter cette problématique. Il introduit des variables d'ordre  $u_{ird}^{\text{mtz}}$  associé à chaque site qui représente un rang (non nécessairement consécutif) permettant d'ordonner les visites dans la séquence intra-journalière du sous-secteur  $r$  pour un jour  $d$ .

$u_{ird}^{\text{mtz}} \in \{0, 1, \dots, Q_{\max}^{\text{ssec}}\}$  = représente l'ordre de visite du site  $i \in I$  dans la séquence de visite du sous-secteur  $r \in R$ , le jour  $d \in D$

Plusieurs formulations permettent d'éliminer les sous-circuits dans les problèmes de tournées de véhicules. Les contraintes de Dantzig-Fulkerson-Johnson (DFJ) sont réputées fournir de meilleures bornes de relaxation linéaire ; leur nombre augmente exponentiellement avec le nombre de clients, ce qui les rend longues et coûteuses pour un nombre élevé de sites et diminue ainsi leur utilisation et leur efficacité dans la pratique (Bederina, 2018). Les contraintes de Miller-Tucker-Zemlin (MTZ) produisent des bornes plus faibles, elles sont par ailleurs plus simples et extensibles. Ainsi, il est préférable, pour les grands jeux de données, d'utiliser les contraintes MTZ, comme le recommande Bederina (Bederina, 2018).

#### Activation conditionnelle des variables d'ordre du MTZ

Les variables d'ordre sont restreintes aux seuls sites effectivement visités ce jour-là. Si le site  $i$  est visité ( $v_{ird} = 1$ ),  $u_{ird}^{\text{mtz}}$  prend une valeur entière entre 1 et  $Q_{\max}^{\text{ssec}}$ , correspondant à son rang de la tournée.

$$u_{ird}^{\text{mtz}} \leq Q_{\max}^{\text{ssec}} \cdot v_{ird} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.43)$$

De plus, une borne inférieure est imposée pour garantir que les sites visités ont une position d'ordre valable. Si le site  $i$  n'est pas visité ( $v_{ird} = 0$ ),  $u_{ird}^{\text{mtz}} = 0$ .

$$u_{ird}^{\text{mtz}} \geq v_{ird} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.44)$$

#### Cohérence entre arcs intra-jours et les sites visités

Aucun arc ne doit relier des sites non visités pour assurer la cohérence entre les arcs de déplacement intra-journalier et les sites visités. A cet effet, un arc  $x_{uvrd}^{\text{intra}} = 1$  n'existe que si les deux sites  $u$  et  $v$  sont visités le même jour.

Un arc ne peut exister que si son site d'origine  $u$  est visité :

$$x_{uvrd}^{\text{intra}} \leq v_{urd} \quad \forall u, v \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.45)$$

Un arc ne peut exister que si son site de destination  $v$  est également visité :

$$x_{uvrd}^{\text{intra}} \leq v_{vrd} \quad \forall u, v \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.46)$$

### Contrainte MTZ

La contrainte de Miller-Trucker-Zemlin lie les variables d'ordre aux arcs intra-jour afin d'interdire toute sous-tournée indépendante (Miller et al., 1960, Intelligence, 2025b) :

$$u_{urd}^{\text{mtz}} - u_{vrd}^{\text{mtz}} + Q_{\max}^{\text{ssec}} \cdot x_{uvrd}^{\text{intra}} \leq Q_{\max}^{\text{ssec}} - 1 \quad \forall u, v \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.47)$$

Cette relation impose que si un arc relie  $u$  à  $v$ , le rang de  $v$  doit être strictement supérieur à celui de  $u$ . En d'autres termes :

- si  $x_{uvrd}^{\text{intra}} = 1$ ,  $u_{urd}^{\text{mtz}} + 1 \leq u_{vrd}^{\text{mtz}}$  ce qui évite les sous-tournées,
- sinon, la contrainte est automatiquement satisfaite et n'impose aucune restriction supplémentaire compte tenu des bornes imposées aux variables d'ordre.

Ce mécanisme interdit donc la formation de cycles isolés (sous-tournées), en forçant un ordre cohérent sur l'ensemble des sites visités dans une journée.

#### 5.3.5.2 Gestion logistique des antennes GNSS

Un facteur opérationnel influence directement et significativement le nombre et l'ordre des visites : le stock d'antennes disponibles.

La modélisation de la variation du stock d'antennes se base sur des formulations de tournées de véhicules avec contrainte de capacité (CVRP) où le niveau de charge est propagé le long des arcs de la tournée et mis à jour lors de chaque opération d'installation ou de récupération. Ce principe est illustré dans le mémoire de Mekhoukh et Ghezali (Université de Bordj Bou Arreridj, 2025), qui précise que la charge évolue selon les lieux visités, augmentant ou diminuant en fonction des demandes associées.

Chaque collaborateur dispose d'un nombre limité d'antennes au début de la semaine  $Q_{\text{antenne}}^{\text{ssec}}$ , nécessaires pour installer les sites. Le nombre de sites à visiter durant la semaine dépassant ce stock, les récupérations doivent être planifiées et exécutées avant certaines installations pour garantir la disponibilité du matériel. Ce mécanisme est modélisé par des contraintes de gestion du stock d'antennes. Notre modèle considère le stock d'antennes comme une capacité dynamique, qui est suivie dans la journée et jour après jour.

Plusieurs relations de cette sous-section sont conditionnelles (par exemple « si un site est premier, alors,... »). Elles sont linéarisées avec la méthode Big-M, dont le principe a été présenté dans le paragraphe 2.2.3.2. La constante Big-M associée aux variables de stock est fixée à  $M = Q_{\text{antenne}}^{\text{ssec}}$ , compte tenu des bornes  $0 \leq \dots \leq Q_{\text{antenne}}^{\text{ssec}}$ .

#### Stock d'antennes en début de semaine

$ant_{rd} \in \{0, 1, \dots, Q_{\text{antenne}}^{\text{ssec}}\} =$  stock d'antennes disponibles dans le sous-secteur  $r \in R$  le matin du jour  $d \in D$

Chaque sous-secteur commence la semaine avec un stock fixe d'antennes prêtes à être installées :

$$ant_{r0} = Q_{\text{antenne}}^{\text{ssec}} \quad \forall r \in R \quad (5.48)$$

### Mise à jour locale lors d'une visite d'un site

Nous introduisons donc les variables entières suivantes :

$L_{ird}^{\text{before}} \in \{0, 1, \dots, Q_{\text{antenne}}^{\text{ssec}}\} =$  stock d'antennes disponibles avant d'entrée dans le site  $i \in I$   
dans le sous-secteur  $r \in R$ , le jour  $d \in D$

$L_{ird}^{\text{after}} \in \{0, 1, \dots, Q_{\text{antenne}}^{\text{ssec}}\} =$  stock d'antennes disponibles après la sortie du site  $i \in I$   
dans le sous-secteur  $r \in R$ , le jour  $d \in D$

Cette évolution locale est modélisée conformément à la logique des modèles de flux de charges dans les CVRP, soit le *stock embarqué* après la visite (correspond à une équation de conservation de flux). Lors d'une visite, une installation consomme une antenne et une récupération en restitue une.

$$L_{ird}^{\text{after}} = L_{ird}^{\text{before}} - y_{ird}^{\text{inst}} + y_{ird}^{\text{rec}} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.49)$$

De plus, il n'est pas possible d'installer une antenne si le stock disponible à l'arrivée sur le site (avant son service) est nul :

$$L_{ird}^{\text{before}} \geq y_{ird}^{\text{inst}} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.50)$$

Cette contrainte empêche les *installations impossibles*.

Il est nécessaire de relier le stock initial de la journée, les services successifs sur les sites et le stock reporté au jour suivant afin d'assurer la cohérence du stock durant la tournée journalière.

### Lien avec le premier site de la journée (Big-M)

Le stock disponible sur le premier site  $i$  de la journée  $d$  est celui du matin :

$$\text{si } s_{ird}^{\text{first}} = 1 \quad \text{alors } L_{ird}^{\text{before}} = \text{ant}_{rd} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D$$

Cette relation est de nature *conditionnelle*, car elle ne doit être appliquée que si le site  $i$  est effectivement le premier du sous-secteur  $r$  au jour  $d$  (c'est-à-dire lorsque  $s_{ird}^{\text{first}} = 1$ ).

Les variables de stock  $L_{ird}^{\text{before}}$  et  $\text{ant}_{rd}$  sont toutes deux bornées entre 0 et  $Q_{\text{antenne}}^{\text{ssec}}$  et donc linéarisées :

$$L_{ird}^{\text{before}} \leq \text{ant}_{rd} + M \cdot (1 - s_{ird}^{\text{first}}) \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.51)$$

$$L_{ird}^{\text{before}} \geq \text{ant}_{rd} - M \cdot (1 - s_{ird}^{\text{first}}) \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.52)$$

Ainsi :

- lorsque le site  $i$  est le premier du jour ( $s_{ird}^{\text{first}} = 1$ ), les deux contraintes imposent  $L_{ird}^{\text{before}} = \text{ant}_{rd}$ ,
- sinon ( $s_{ird}^{\text{first}} = 0$ ), elles sont désactivées.

### Evolution du stock le long des arc-intra (Big-M)

Lorsqu'un site  $u$  est suivi d'un site  $v$  dans la tournée d'un même jour  $d$ , le stock avant le service sur  $v$  correspond à celui après le service sur  $u$  :

$$\text{si } x_{uvrd}^{\text{intra}} = 1 \quad \text{alors } L_{vrd}^{\text{before}} = L_{urd}^{\text{after}} \quad \forall u, v \in I, \forall r \in R, \forall d \in D$$

Cette équation est modélisée sous forme de contraintes linéarisées :

$$L_{vrd}^{\text{before}} \leq L_{urd}^{\text{after}} + M \cdot (1 - x_{uvrd}^{\text{intra}}) \quad \forall u, v \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.53)$$

$$L_{vrd}^{\text{before}} \geq L_{urd}^{\text{after}} - M \cdot (1 - x_{uvrd}^{\text{intra}}) \quad \forall u, v \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.54)$$

### Lien entre le dernier site du jour et le stock du lendemain (Big-M)

Le solde du stock à la fin de la journée devient celui du lendemain matin :

$$\text{si } i \text{ est le dernier site de la journée} \quad s_{ird}^{\text{last}} = 1 \quad \text{alors} \quad ant_{rd+1} = L_{ird}^{\text{after}} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D$$

Le lien est établi via la variable  $s_{ird}^{\text{last}}$  :

$$ant_{rd+1} \leq L_{ird}^{\text{after}} + M \cdot (1 - s_{ird}^{\text{last}}) \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \setminus \{d_{\max}\} \quad (5.55)$$

$$ant_{rd+1} \geq L_{ird}^{\text{after}} - M \cdot (1 - s_{ird}^{\text{last}}) \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \setminus \{d_{\max}\} \quad (5.56)$$

### Bornes de cohérence

L'ensemble des variables de stock sont bornées par le nombre d'antennes disponibles par collaborateur  $Q_{\text{antenne}}^{\text{ssec}}$  pour éviter des valeurs non physiques :

$$Q_{\text{antenne}}^{\text{ssec}} \geq ant_{rd} \geq 0 \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.57)$$

$$Q_{\text{antenne}}^{\text{ssec}} \geq L_{ird}^{\text{before}} \geq 0 \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.58)$$

$$Q_{\text{antenne}}^{\text{ssec}} \geq L_{ird}^{\text{after}} \geq 0 \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.59)$$

### Cohérence entre stock et visite (Big-M)

Les variables de stock avant et après un service ne peuvent être positives que si le site est effectivement visité le jour considéré. Ces contraintes assurent que le stock ne peut évoluer que sur les sites inclus dans la tournée.

$$\text{si le site } i \text{ n'est pas visité} \quad v_{ird} = 0 \quad \text{alors} \quad L_{ird}^{\text{before}} \text{ et } L_{ird}^{\text{after}} \text{ sont nuls} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D$$

Le lien est établi via la variable  $v_{ird}$  :

$$L_{ird}^{\text{before}} \leq M \cdot v_{ird} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.60)$$

$$L_{ird}^{\text{after}} \leq M \cdot v_{ird} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.61)$$

Lorsque  $v_{ird} = 1$ , ces contraintes deviennent  $L_{ird}^{\text{before}} \leq Q_{\text{antenne}}^{\text{ssec}}$  et  $L_{ird}^{\text{after}} \leq Q_{\text{antenne}}^{\text{ssec}}$ . Elles ne fixent pas la valeur du stock, elles autorisent son existence.

### 5.3.5.3 Contraintes liées aux sites PSAgA (sécurité, effectif) - Sites nécessitant 2 personnes

Les sites PSAgA nécessitent une sécurité renforcée avec des procédures spécifiques, notamment la présence de deux collaborateurs qualifiés et des contraintes organisationnelles particulières. Ces sites sont souvent isolés, exigent un temps plus long de visite et ne peuvent pas toujours être aisément enchaînés avec des points standards. Dans cette section, leur *placement temporel* et leur *priorité dans la journée* sont modélisés. La contrainte de présence simultanée de deux collaborateurs est traitée dans une étape ultérieure, lors de la création des secteurs, et n'est donc pas imposée dans ce paragraphe.

Les objectifs de ces contraintes sont notamment :

- le regroupement des points PSAgA (rouges et oranges) dans des **blocs homogènes** afin d'éviter leur dispersion dans la semaine,
- le placement des blocs **en début de semaine** pour faciliter l'implication des deux collaborateurs et les reports en cas d'aléas météorologiques ou d'imprévus,
- la garantie d'un traitement des PSAgA durant la journée, **avant les autres sites**,
- l'interdiction d'interruption d'un site PSAgA en cours par un site standard afin d'éviter les allers-retours du deuxième collaborateur.

Nous distinguons un sous-ensemble des sites nécessitant un renforcement des procédures de sécurité (PSAgA). Cet sous-ensemble est noté :

$$I_{\text{PSAgA}} \subseteq I,$$

où  $I_{\text{PSAgA}}$  regroupe l'ensemble des sites classés PSAgA.

#### Activation logique de la présence de PSAgA

Un jour  $d$  est considéré comme *jour PSAgA* s'il contient au moins une visite d'un site de ce type dans le sous-secteur  $r$ . Nous introduisons donc la variable binaire suivante  $z_{rd}^{\text{PSAgA}}$  :

$$z_{rd}^{\text{PSAgA}} = \begin{cases} 1 & \text{si au moins un site PSAgA } i \in I_{\text{PSAgA}} \text{ est visité dans le sous-secteur } r \in R \text{ le jour } d \in D \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Les contraintes suivantes définissent la variable logique  $z_{rd}^{\text{PSAgA}}$  :

$$\sum_{i \in I_{\text{PSAgA}}} v_{ird} \geq z_{rd}^{\text{PSAgA}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.62)$$

$$v_{ird} \leq z_{rd}^{\text{PSAgA}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D, \forall i \in I_{\text{PSAgA}} \quad (5.63)$$

Si aucun site PSAgA n'est planifié ce jour-là,  $\sum_{i \in I_{\text{PSAgA}}} v_{ird} = 0$  et la première inégalité impose  $z_{rd}^{\text{PSAgA}} = 0$  donc il n'y a pas de visite de PSAgA ce même jour. Si un site PSAgA est visité (donc  $v_{ird} = 1$  pour un certain  $i$ ), la seconde inégalité impose  $z_{rd}^{\text{PSAgA}} = 1$ . Ainsi,  $z_{rd}^{\text{PSAgA}} = 1$  si et seulement si au moins un site PSAgA est planifié ce jour-là.

#### Placement en début de semaine

Nous imposons que le lundi est un jour PSAgA, si des installations sont planifiées durant la semaine afin d'éviter d'enchaîner des sites exigeant deux opérateurs en fin de semaine ou de fractionner inutilement leur traitement. Si une tournée a plusieurs installations de PSAgA, sauf cas exceptionnel (nombreux PSAgA dans la même région) leur installation doit être faite le lundi.

$$z_{rd}^{\text{PSAgA}} \leq z_{r0}^{\text{PSAgA}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D^{\text{inst}} \setminus \{0\} \quad (5.64)$$

### Refuser la dispersion des PSAgA dans la semaine

La planification doit éviter la répartition des sites PSAgA sur plusieurs jours non consécutifs, qui génère des déplacements inutiles, une mauvaise organisation des collaborateurs et une perte d'efficacité logistique. L'objectif est donc de regrouper les PSAgA en *blocs compacts* en début de semaine, avant de visiter les points standards. Une variable binaire  $b_{rd}^{\text{next}}$  est introduite pour chaque tournée  $r \in R$  et jour  $d \in D^{\text{inst}}$ , qui indique si des sites PSAgA doivent être installés dans les jours suivants :

$$b_{rd}^{\text{next}} = \begin{cases} 1 & \text{si au moins une installation de site PSAgA } i \in I_{\text{PSAgA}} \text{ est prévue dans le sous-secteur } r \in R \text{ un} \\ & \text{jour futur } d' > d \text{ pour } d, d' \in D \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Ainsi,  $b_{rd}^{\text{next}}$  agit comme un *indicateur de continuité* du bloc PSAgA : tant qu'il reste au moins un site PSAgA à installer dans la semaine, cette variable reste active ( $b_{rd}^{\text{next}} = 1$ ).

Le nombre de futures installations PSAgA est défini :

$$S_{r,d}^{\text{future}} = \sum_{\substack{d' \in D^{\text{inst}} \\ d' > d}} \sum_{i \in I_{\text{PSAgA}}} y_{ird'}^{\text{inst}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D^{\text{inst}} \quad (5.65)$$

où  $S_{r,d}^{\text{future}}$  représente le **nombre total d'installations PSAgA planifiées après le jour  $d$**  dans la tournée  $r$ .

S'il n'y a aucune future installation à faire de PSAgA,  $b_{rd}^{\text{next}} = 0$  :

$$S_{r,d}^{\text{future}} \geq b_{rd}^{\text{next}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D^{\text{inst}} \quad (5.66)$$

S'il y a une installation future à faire de PSAgA,  $b_{rd}^{\text{next}} = 1$  :

$$y_{ird'}^{\text{inst}} \leq b_{rd}^{\text{next}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D^{\text{inst}}, \forall i \in I_{\text{PSAgA}}, \forall d' \in D^{\text{inst}} \text{ tel que } d' > d \quad (5.67)$$

Si aucune future installation PSAgA n'est planifiée,  $S_{r,d}^{\text{future}} = 0$  et la première contrainte impose  $b_{rd}^{\text{next}} = 0$ . Dès qu'il existe un  $(i, d')$  avec  $y_{ird'}^{\text{inst}} = 1$  pour  $d' > d$ , la seconde contrainte impose  $b_{rd}^{\text{next}} = 1$ .

### Interdiction d'installer des sites standards avant des installations PSAgA

Tant qu'il reste au moins une future installation PSAgA ( $b_{rd}^{\text{next}} = 1$ ), aucun site standard ne peut être visité le jour  $d$  (sur les jours d'installation) :

$$v_{ird} \leq 1 - b_{rd}^{\text{next}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D^{\text{inst}}, \forall i \in I \setminus \{I_{\text{PSAgA}}\} \quad (5.68)$$

Tant qu'il reste au moins une future installation PSAgA ( $b_{rd}^{\text{next}} = 1$ ),  $v_{ird} \leq 0$  est imposé pour tout site standard  $i$  : aucun non-PSAgA ne peut être installé. L'installation des points standards n'est autorisée qu'après que tous les PSAgA ont été installés.

### Priorité intra-journalière : PSAgA avant les sites standards

Il est imposé qu'aucun intra-jour ne peut, durant la journée, aller d'un site standard vers un site PSAgA. Ainsi, les sites PSAgA visités apparaissent avant les sites standards dans l'ordre de visite :

$$x_{uvrd}^{\text{intra}} = 0, \quad \forall r \in R, \forall d \in D, \forall u \in I \setminus \{I_{\text{PSAgA}}\}, \forall v \in I_{\text{PSAgA}} \quad (5.69)$$

En effet, si un site non-PSAgA était visité avant un site PSAgA, il faudrait un arc  $u \rightarrow v$  avec  $u \notin I_{\text{PSAgA}}$  et  $v \in I_{\text{PSAgA}}$ , ce qui est explicitement interdit.

#### 5.3.5.4 Sites devant être visités en début de journée (comme premier site)

Certains sites peuvent être identifiés comme nécessitant une visite tôt dans la journée (par exemple, une remontée mécanique pour laquelle un rendez-vous doit être planifié avec une personne), soient visités en premier lors de la tournée du jour.

Nous distinguons l'ensemble des sites nécessitant d'être visités en premier dans la journée. Cet ensemble est noté :

$$I_{\text{matin}} \subseteq I,$$

où  $I_{\text{matin}}$  regroupe l'ensemble des sites classés le matin.

Si un site appartenant à  $I_{\text{matin}}$  est inclus dans la tournée du jour, il est impérativement désigné comme premier site visité. Combiné à la contrainte imposant un premier site pour chaque couple  $(r, d)$ , elle permet d'assurer la structure de la tournée (paragraphe 5.3.3.2).

Cette logique impose cependant une limite structurelle :

- dans un même sous-secteur, deux sites au plus peuvent être marqués comme « à visiter en premier » (car pour les 3 étapes, installation, contrôle et récupération, il sera désigné comme premier du jour),
- et au plus un si un site à visiter le matin si le sous-secteur contient déjà un site PSAgA, puisque celui-ci impose déjà une stricte priorité (début de semaine et début de journée).

Aucune règle automatique n'a été implémentée pour vérifier la faisabilité de ces attributs ; il appartient donc à l'utilisateur de veiller à ne pas introduire des contradictions lors de l'annotation des sites. Une surcharge de sites « matin » pourrait, en effet, rendre la planification difficile, voire impossible. Les sites appartenant à  $I_{\text{matin}}$  doivent être définis afin de ne pas créer d'incohérence.

La contrainte suivante impose que tout site du matin visité soit déclaré comme premier site du jour :

$$s_{ird}^{\text{first}} \geq v_{ird} \quad \forall i \in I_{\text{matin}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.70)$$

Enfin, l'unicité du premier site pour chaque ressource et chaque jour est assurée par :

$$\sum_{i \in I} s_{ird}^{\text{first}} \leq 1 \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.71)$$

**5.3.5.5 Jours de la semaine interdits pour un site particulier**

Certains sites ne peuvent pas être visités certains jours spécifiques de la semaine (par exemple, éviter la présence d’une antenne dans un parc le vendredi soir). Une telle contrainte fixe directement l’ordre des visites durant une semaine et peut influencer donc la solution optimale, en particulier lorsque plusieurs sites d’une même région présentent des jours récurrents d’interdiction.

Dans la pratique, la création de toutes les variables  $y_{rd}$  est conservée afin de ne pas complexifier la structure du code et l’interdiction est imposée par des contraintes d’activation (les valeurs interdites sont forcées à 0) (équations 5.72, 5.73 et 5.74).

	$D^{inst}$	$D^{ctrl}$	$D^{rec}$
<b>Site A</b>	1111	1111	1111
<b>Site B</b>	1011	1011	1111
<b>Site ...</b>	$\vdots$	$\vdots$	$\vdots$

TABLEAU 5.3 – Principe de masques d’autorisation par site et par étape (4 valeurs binaires :  $D^{inst}$  = Lun - Je,  $D^{ctrl}$  = Ma - Ve,  $D^{rec}$  = Me - Sa ; 1 = autorisé, 0 = interdit).

Sur la base de ces masques d’autorisation (tableau 5.3), trois matrices binaires sont générées, chacune représentant les jours de la semaine autorisés pour chaque étape de visite :

$$\mathbf{F}^{inst} = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 1 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \end{bmatrix}_{|I| \times 4} \quad \mathbf{F}^{ctrl} = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 1 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \end{bmatrix}_{|I| \times 4} \quad \mathbf{F}^{rec} = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \end{bmatrix}_{|I| \times 4}$$

FIGURE 5.2 – Matrices d’autorisation des jours par étape et par site (1 = autorisé, 0 = interdit).

**Lecture :** Chaque matrice  $F^p$  correspond à une étape  $p \in \{inst, ctrl, rec\}$ . Les **lignes** représentent les sites et les **colonnes** les jours concernés par l’étape :

$$D^{inst} = \{\text{Lun, Mar, Mer, Jeu}\} \quad D^{ctrl} = \{\text{Mar, Mer, Jeu, Ven}\} \quad D^{rec} = \{\text{Mer, Jeu, Ven, Sam}\}$$

Les contraintes suivantes assurent que les jours interdits pour un site et une étape à un jour donné ne peuvent pas être activés dans la planification :

$$\sum_{r \in R} y_{ird}^{inst} \leq F_{id}^{inst} \quad \forall i \in I, \forall d \in D^{inst} \tag{5.72}$$

$$\sum_{r \in R} y_{ird}^{ctrl} \leq F_{id}^{ctrl} \quad \forall i \in I, \forall d \in D^{ctrl} \tag{5.73}$$

$$\sum_{r \in R} y_{ird}^{rec} \leq F_{id}^{rec} \quad \forall i \in I, \forall d \in D^{rec} \tag{5.74}$$

Ces restrictions doivent être appliquées avec **précaution** :

- pertinence pour certains cas particuliers (ex. un site où la présence le vendredi soir est interdite),
- utilisation unique lorsque quelques sites spécifiques doivent être obligatoirement limités. Une restriction facultative doit, à ce stade, être évitée afin de ne pas trop restreindre les solutions,
- vérification de la cohérence entre les masques d’autorisation des étapes (*inst*, *ctrl*, *rec*) afin que les décalages temporels (+1 pour le contrôle, +2 pour la récupération) demeurent réalisables,
- le modèle peut devenir impossible si certains jours sont restreints, par exemple l’installation d’un site dès le lundi d’un site défini comme PSAG.

### 5.3.5.6 Plafond horaire spécifique pour les jours PSAgA

Un plafond spécifique est défini sur le temps de travail journalier des jours qui ont des PSAgA  $H_{\max}^{\text{PSAgA}}$  afin d'avoir de la flexibilité durant ces journées, lors de l'étape ultérieure de la création des secteurs. Par exemple, ces journées peuvent être limitées à  $H_{\max}^{\text{PSAgA}} = 10$  h au lieu du plafond général de  $H_{\max} = 12$  h.

A cet effet, la variable binaire suivante  $z_{rd}^{\text{PSAgA}}$  est introduite :

$$z_{rd}^{\text{PSAgA}} = \begin{cases} 1 & \text{si au moins un site PSAgA } i \in I_{\text{PSAgA}} \text{ est visité dans le sous-secteur } r \in R \text{ le jour } d \in D \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Cette contrainte implique :

$$H_{rd} \leq \begin{cases} H_{\max} & \text{si } z_{rd}^{\text{PSAgA}} = 0 \\ H_{\max}^{\text{PSAgA}} & \text{si } z_{rd}^{\text{PSAgA}} = 1 \end{cases} \quad \text{avec } H_{\max} \geq H_{\max}^{\text{PSAgA}}$$

La relation entre le temps de travail journalier  $H_{rd}$  et l'indicateur du jour PSAgA est modélisée par une inégalité conditionnelle :

$$H_{rd} \leq H_{\max} + (H_{\max}^{\text{PSAgA}} - H_{\max}) \cdot z_{rd}^{\text{PSAgA}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (5.75)$$

Cette contrainte, implémentée dans le modèle, est désactivée dans les paramètres afin de ne pas limiter les solutions.

## 5.3.6 Contraintes non modélisées pour les sous-secteurs

### 5.3.6.1 Capacité minimale d'un sous-secteur

Un sous-secteur peut contenir au minimum  $Q_{\min}^{\text{ssec}}$  sites distincts par sous-secteur  $r$  :

$$\sum_{i \in I} y_{ir} \geq Q_{\min}^{\text{ssec}} \quad \forall r \in R \quad (5.76)$$

Cette contrainte évite d'importants déséquilibres entre sous-secteurs, en garantissant une répartition homogène du nombre de sites à visiter par semaine et évite des sous-secteurs avec un site, visité trois jours consécutifs. Cette contrainte n'a pas été modélisée afin de conserver la flexibilité suffisante pour l'introduction ultérieure de règle heuristique dans une approche itérative.

### 5.3.6.2 Restriction d'accessibilité à certains sites

Certains sites ne sont pas accessibles à certains moments de la journée. Dans le modèle implémenté, aucune variable relative à l'heure n'est prise en compte. La restriction de visite le matin peut être considérée comme incluse dans la contrainte mentionnée au paragraphe 5.3.5.4 ou ce site sera visité en premier de la journée. Pour intégrer cette information, il serait nécessaire d'ajouter un indice de variables supplémentaires pour représenter l'heure et l'interdiction de l'accès à certains sites durant certaines durées temporelles.

De même, les accessibilités limitées ou plus compliquées liées par exemple à l'influence touristique ne sont pas implémentées. Elles peuvent être contournées en limitant l'accès à certains sites certains jours de la semaine, elle ne favorisent cependant pas l'accès à un moment donné de la journée.

## 5.4 Post-optimisation sous-secteurs

La première solution dépend de l'affectation initiale des médoïdes. Une phase de post-optimisation est intégrée afin d'améliorer cette solution. A cet effet, plusieurs règles heuristiques (points frontières, mauvais jours, cascades) sont intégrées afin de tester différentes modifications et d'évaluer l'amélioration de la solution. Ces règles consistent à réaffecter certains sites à différents sous-secteurs.

Les règles heuristiques ne sont pas appliquées séquentiellement, mais parallèlement. L'amélioration n'est pas testée localement sur une région spécifique, mais elle est testée simultanément sur de l'ensemble du territoire. Le processus est itératif. Ces règles sont, après une première optimisation, appliquées. Elles permettent de relancer une nouvelle optimisation en tenant compte des ajustements effectués. Ainsi, au cours d'une itération, un site est affecté à son sous-secteur issu de la solution précédente et, le cas échéant, également à d'autres sous-secteurs identifiés par les règles heuristiques. Tous les sites et sous-secteurs ne font pas nécessairement l'objet d'une modification afin de limiter la taille du problème et le temps de calcul. À chaque itération, le résultat est comparé à la meilleure solution courante. Cette comparaison ne se base pas directement sur la fonction objectif de l'optimisation, qui est multicritère. Elle doit être effectuée de manière hiérarchique ; ainsi, le nombre de sous-secteurs est, en priorité, comparé, puis le nombre de jours et enfin le nombre d'heures de travail :

- soit le nombre de sous-secteurs diminue,
- soit si le nombre de sous-secteurs est identique, le nombre de jours doit être inférieur,
- soit si le nombre de sous-secteurs et de jours est identique, le nombre d'heures de travail diminue.

Chaque solution est conservée, qu'elle soit meilleure ou non que la solution courante. La qualité de la solution peut se dégrader temporairement durant les itérations. Le processus se termine lorsque le nombre maximal prédéfini d'itérations est atteint.

### 5.4.1 Principe de proximité entre un site et un sous-secteur

Dans l'ensemble des règles heuristiques décrits ci-dessous, la proximité d'un site à un sous-secteur est évalué avec de la moyenne des temps de trajets vers les  $K$  sites les plus proches de ce sous-secteur.

#### 5.4.1.1 Définition des temps de proximité

Une mesure de proximité basé sur les temps de trajet a été utilisée afin de comparer un site à un sous-secteur. Pour un site  $i \in I$  et un sous-secteur  $r \in R$ , est notée  $t_r(i)$ , le *temps moyen* de  $i$  vis-à-vis du sous-secteur  $r$  est défini comme la moyenne des temps de trajets  $d(i, j)$  pour  $j$  dans  $r$  vers les  $\min(K, |r|)$  sites les plus proches de  $r$  :

$$t_r(i) = \frac{1}{|\mathcal{V}_K(i, r)|} \sum_{j \in \mathcal{V}_K(i, r)} d(i, j) \quad \forall i \in I, \forall r \in R \quad (5.77)$$

Dans l'implémentation,  $K$  est un paramètre (eg.  $K = 3$ ), qui correspond à un nombre général de sites visités durant une même journée.

Le choix a été porté sur la moyenne des temps trajets et non par rapport à un médoïde. Un site éloigné d'un médoïde peut ne pas être le plus problématique, car il peut se trouver proche d'un autre site ou à la fin d'une tournée. Les sites problématiques sont ceux qui sont isolés dans un sous-secteur. De plus, le médoïde pourrait être recalculer, car il se peut qu'un site défini comme médoïde doive être déplacé vers un autre sous-secteur durant les itérations.

## 5.4.2 Règles heuristiques 1 : Points frontières

Deux sous-secteurs adjacents peuvent contenir des sites qui sont aussi proches de leurs voisins dans le sous-secteur  $A$  que de ceux du sous-secteur  $B$ . L'affectation initiale des sites aux médoïdes peut parfois générer une séparation géographique qui ne correspond pas parfaitement aux contraintes de capacité par sous-secteur.

La règle dite des *points frontières* permet de détecter ces sites ambigus et de proposer des échanges cohérents entre deux sous-secteurs voisins ( $A, B$ ) afin d'améliorer les résultats sans modifier significativement l'affectation. Cette règle modifie ainsi les limites entre deux sous-secteurs.

### 5.4.2.1 Détection d'un site frontière

Pour une paire de sous-secteur ( $A, B$ ), un site  $i \in I_A$  est considéré comme un **site frontière** s'il vérifie la condition :

$$t_A(i) \cdot (1 + \text{ratio}) \geq t_B(i) \quad \forall i \in I_A, \forall (A, B) \text{ voisin} \quad (5.78)$$

où  $\text{ratio} > 0$  est un paramètre de tolérance (eg.  $\text{ratio} = 1/3$ , soit une tolérance de 33 %).

Cette condition autorise un site à être légèrement plus proche de son sous-secteur d'origine  $A$  que du sous-secteur voisin  $B$ , mais dans une mesure limitée.

Pour chaque paire de sous-secteurs ( $A, B$ ), l'ensemble des candidats  $i$  dans  $A$  respectant la condition ci-dessus (équation 5.78) est construit et un indicateur *gap* le caractérise :

$$\text{gap}(i) = t_B(i) - t_A(i) \quad \forall i \in I_A \quad (5.79)$$

Les sites candidats  $i$  sont ensuite triés par ordre croissant de  $\text{gap}(i)$  : les plus petits gaps correspondent aux points les plus « ambigus » entre  $A$  et  $B$ .

### 5.4.2.2 Choix d'un site à échanger dans le secteur voisin

Pour chaque site frontière candidat  $i$  du sous-secteur  $A$ , un site  $j$  dans le sous-secteur  $B$  qui soit particulièrement proche de  $A$  est cherché. A cet effet, les valeurs  $t_A(j)$  pour  $j \in I_B$  sont considérées et sélectionnées :

$$j^* = \arg \min_{j \in I_B} t_A(j) \quad \forall j \in I_B \quad (5.80)$$

c'est-à-dire le site  $j^*$  du sous-secteur  $B$  qui est, en moyenne, le plus proche des sites de  $A$ .

Dans l'implémentation, pour chaque paire ( $A, B$ ), plusieurs paires candidates ( $i, j^*$ ) peuvent exister. Une sélection finale est effectuée en respectant les limites suivantes :

- un nombre maximal de sous-secteurs  $A$  distincts par itération,
- un nombre maximal de sites frontières par sous-secteur,
- un nombre total maximal de paires générées.

Afin d'éviter des échanges redondants entre deux sous-secteurs, les mouvements déjà testés, sont lors des itérations suivantes, temporairement écartés,

Les paires finales de *frontières* retenues ( $i^*, j^*$ ) permettent d'élargir les sous-secteurs acceptables des sites concernés, sans imposer d'affectation définitive.

### 5.4.3 Règles heuristiques 2 : Mauvais jours

#### 5.4.3.1 Détection des mauvais jours pour chaque sous-secteur

Pour chaque sous-secteur, les *mauvais jours* sont identifiés, c'est-à-dire les jours dont le temps de travail est soit trop faible, soit trop élevé. Les sous-secteurs appartenant à ces jours sont analysés pour déterminer si des déplacements de site à un autre sous-secteur permettent d'améliorer les résultats. L'objectif est de corriger les mauvais jours, qu'ils soient trop longs ou courts, et essayer des ajustements locaux, sans introduire de jours supplémentaires.

Trois catégories de jours sont distinguées (figure 5.3) :

- **jour surchargé prioritaire** : un jour où le nombre de sites dépasse le seuil de surcharge *et* où cette surcharge se répète plusieurs fois dans la semaine (plus de deux jours surchargés). Ce sont les jours les plus critiques, à traiter en priorité, afin de réduire la charge du collaborateur de ce sous-secteur,
- **jour surchargé** : un jour dont la durée totale dépasse le seuil maximal  $t_{max}$ ,
- **jour trop court** : un jour dont la durée totale est inférieure au seuil minimal  $t_{min}$ . Si un sous-secteur a trop de jours courts, il peut potentiellement être fermé.

Chaque jour identifié est ensuite trié selon :

1. sa **catégorie** (surchargé prioritaire → surchargé → trop court),
2. puis sa **durée totale** (nombre d'heures de travail journalier).

Une fois les jours triés, ils sont traités les uns après les autres :

- pour un **jour surchargé prioritaire** et **jour surchargé**, l'algorithme essaie de déplacer un site dans un autre sous-secteur afin de réduire la charge,
- pour un **jour trop court**, il essaie de déplacer tous les sites de ce jour vers d'autres sous-secteurs afin de supprimer cette journée ou d'éviter un sous-remplissage constant.

Afin de limiter les perturbations et d'éviter des modifications trop importantes d'une même itération à l'autre, seul un certains nombre de premiers sites proposés sont effectivement déplacés (défini dans les paramètres). Le nombre de sites proposés influencera le temps de calcul et la flexibilité des changements entre 2 itérations.

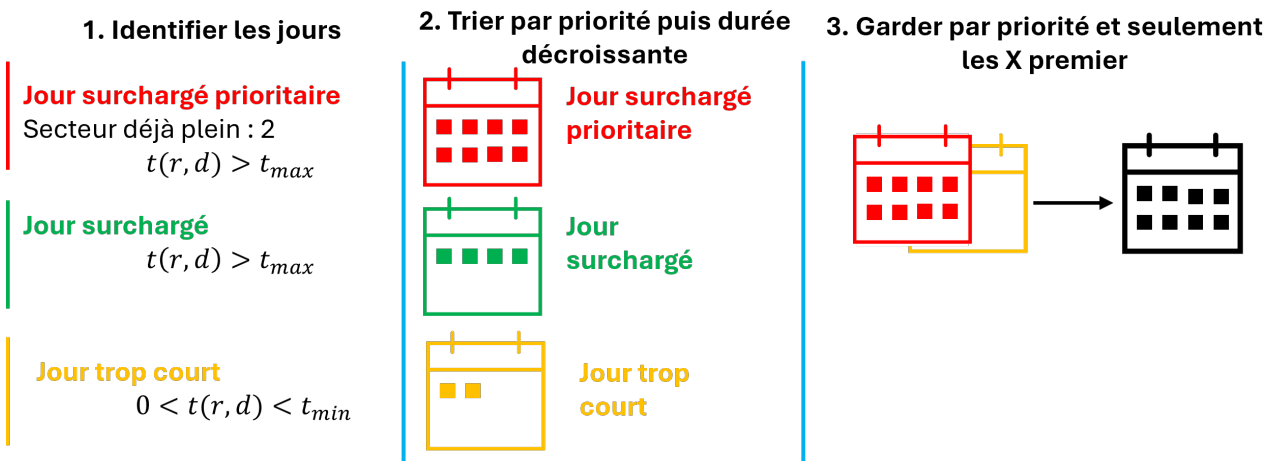


FIGURE 5.3 – Détection des mauvais jours pour chaque sous-secteur

### 5.4.3.2 Traitement des mauvais jours pour chaque sous-secteur

#### Traitement des jours surchargés prioritaires ou jours surchargés

Le processus suivant est appliqué :

1. **Sélection du site à déplacer** : Le site  $i_{\text{move}}$  est celui dont le temps moyen aux 3 sites de son sous-secteur est le plus élevé. Ce site est, en général, un point en périphérie du sous-secteur (site excentré, qui est le meilleur candidat au déplacement).
2. **Recherche d'un sous-secteur d'accueil** : Pour chaque sous-secteur voisin  $R_2$ , le temps moyen de trajet est comparé entre  $i_{\text{move}}$  vers les 3 sites les plus proches avec celui vers les 3 sites les plus proches du sous-secteur d'origine  $R_{\text{bad}}$ . Les sous-secteurs voisins sont testés par ordre croissant de  $t_{R_2}(i_{\text{move}})$ .

Un déplacement est autorisé si :

- le temps moyen du sous-secteur candidat est **proche ou inférieur** à celui vers le sous-secteur d'origine (avec une marge tolérée définie) et
- si le sous-secteur d'accueil n'a pas atteint sa capacité maximale.

La condition de proximité se formalise par :

$$t_{R_2}(i_{\text{move}}) \leq (1 + \text{ratio}) \cdot t_{R_{\text{bad}}}(i_{\text{move}}) \quad \forall i_{\text{move}} \in I_{R_{\text{bad}}} \quad (5.81)$$

où  $t_R(i)$  désigne le temps de trajet moyen du site  $i$  vers les 3 sites les plus proches du sous-secteur  $R$ .

Si la condition est respectée, le site  $i_{\text{move}}$  est ajouté au sous-secteur  $R_2$ . Une possibilité d'échange local est effectuée en sélectionnant un site  $j \in R_2$  à réaffecter vers  $R_{\text{bad}}$ . Le site  $j$  est défini afin de minimiser son temps moyen vers  $R_{\text{bad}}$  :

$$t_{R_{\text{bad}}}(j) \text{ est minimal pour } j \in I_2 \quad (5.82)$$

Dans ce cas, le déplacement est favorisé vers un sous-secteur non saturé le plus proche. Le critère de proximité de  $i_{\text{move}}$  vers  $R_2$  est déjà garanti par la condition 5.81. L'objectif est d'effectuer une réaffectation simple, tout en conservant une flexibilité avec l'échange associé.

3. **Échange structuré en l'absence de sous-secteur acceptable** : Si aucun sous-secteur voisin ne dispose d'une capacité suffisante, en respectant la condition ci-dessus (5.81), un échange structuré est envisagé. Le sous-secteur d'accueil et celui du site échangé doivent alors être simultanément déterminés.

Un échange entre  $i_{\text{move}} \in R_{\text{bad}}$  et un site  $j$  appartenant à un sous-secteur voisin  $R_2$  est autorisé si :

- le sous-secteur  $R_2$  respecte la condition de proximité (5.81),
- et si le sous-secteur d'accueil  $R_2$  a atteint sa capacité maximale.

Parmi l'ensemble des échanges acceptables, la paire  $(R_2, j)$  retenue est celle qui minimise la somme des temps de trajet :

$$t_{R_2}(i_{\text{move}}) + t_{R_{\text{bad}}}(j) \quad \forall i_{\text{move}} \in R_{\text{bad}}, \forall j \in I_{R_2} \quad (5.83)$$

où  $t_R(i)$  désigne le temps de trajet moyen du site  $i$  vers les 3 sites les plus proches du sous-secteur  $R$ .

#### Traitement des jours trop courts

Le même principe que pour les jours surchargés est utilisé pour les jours trop courts, avec une différence essentielle : **tous les sites du sous-secteur ayant le jour trop court sont candidats au déplacement**. L'objectif est de supprimer ce jour trop court pour éviter de maintenir une journée trop légère afin de répartir la charge de travail dans le temps.

Le site sélectionné pour être déplacé n'est pas forcément celui qui se situe sur le *mauvais* jour. En effet, l'ensemble du sous-secteur est, dans un second temps, optimisé et non uniquement une journée spécifique.

Les sites sont donc principalement décalés dans le planning, ce qui peut conduire à conserver une journée surchargée en début de semaine et d'alléger la charge en fin de semaine, voire de raccourcir la semaine.

Afin d'éviter des échanges redondants entre deux sous-secteurs, les mouvements déjà testés sont temporairement écartés lors des itérations suivantes.

#### 5.4.4 Règles heuristiques 3 : Cascades

Afin de réduire le nombre de sous-secteurs actifs, des sous-secteurs peuvent être fermés. L'objectif est de fermer les sous-secteurs qui ne sont pas suffisamment étoffés et de répartir, selon le principe de cascade, leurs sites dans les sous-secteurs voisins. Ces derniers peuvent cependant eux-mêmes être complets, ce qui nécessite le déplacement d'un autre site vers un sous-secteur plus éloigné et ainsi de suite. Une série de déplacements à plusieurs niveaux, soit un effet cascade, est ainsi obtenue. Ce mécanisme peut rapidement devenir complexe à simuler : il faut connaître quels sous-secteurs sont voisins, l'ordre d'exploration de ces voisins et la manière de garantir un chemin de déplacement valable pour minimiser le nombre de changements. L'utilisation d'un graphe a été utilisée pour modéliser ces relations et représenter les possibilités de déplacement d'un sous-secteur à un autre.

##### 5.4.4.1 Notions de graphe

Un graphe est une structure mathématique qui permet de représenter des objets et les relations entre différents objets (Solnon, 2015). Il est notamment utilisé en informatique ou en logistique. Un graphe est composé de deux éléments :

- les noeuds (ou sommets) représentent les objets étudiés : chaque noeud peut être un point, un lieu, une personne,
- les arrêtes (ou liens) représentent les connexions possibles entre ses noeuds. Elles indiquent l'existence d'une relation ou un passage entre deux noeuds.

Dans notre cas, chaque sous-secteur est représenté par un noeud du graphe. Les arrêtes indiquent la possibilité de déplacer un site d'un sous-secteur à un autre.

Pour explorer ce graphe, un parcours en largeur (Breadth First Search (BFS)) est utilisé. Le BFS explore niveau par niveau. Il commence par tous les voisins proches, puis explore leurs voisins, etc. Une *fil d'attente* est utilisée : les noeuds sont traités un par un et chaque fois qu'un noeud est visité, ses voisins sont ajoutés à la file.

**Pourquoi utiliser le BFS dans notre cas ?** Lorsque l'objectif est de trouver le chemin le plus court, soit le minimum de déplacements, le BFS est utilisé. Dès qu'un sous-secteur admissible est atteint, il a exploré le chemin qui utilise le minimum d'étapes. Dans le cadre des cascades, le BFS permet de limiter le nombre de déplacements et réaliser des modifications locales.

##### 5.4.4.2 Application à notre cas

Lorsqu'un sous-secteur possède un nombre de sites inférieur à la capacité maximale, il est considéré comme sous-rempli et l'objectif est de fermer ce sous-secteur. A cet effet, nous devons déplacer chacun des sites  $i$  du sous-secteur  $r$  vers un autre sous-secteur avec des capacités disponibles. Si tous les sous-secteurs ont une capacité supérieure ou égale à une capacité minimale, les sous-secteurs qui ont la plus faible capacité sont sélectionnés.

**Principe pour un site  $i_{\text{move}}$  :**

1. **Sélection des 3 sous-secteurs les plus proches :** Depuis le site  $i_{\text{move}}$ , la moyenne des temps de trajets vers les 3 sites les plus proches de ce sous-secteur est calculée pour chaque sous-secteur. Les 3 sous-secteurs minimisant cette moyenne sont retenus et ces 3 sous-secteurs sont triés par ordre croissant.
2. **Réorganisation en fonction de la capacité :** Le taux de remplissage est vérifié pour les 3 sous-secteurs candidats. Si le premier sous-secteur de la liste dépasse les 3/4 de sa capacité, l'ordre est ajusté. Le deuxième sous-secteur passe en premier si cette contrainte est respectée, puis le troisième. Le déplacement d'un site vers un sous-secteur quasi complet doit être évité. Un sous-secteur quasi saturé signifie aussi qu'il a déjà des journées très chargées et un ajout d'un site peut ne pas respecter les contraintes de modélisation de l'optimisation des sous-secteurs. Quelques mécanismes ont été ajoutés :
  - Si le sous-secteur en cours de fermeture contient au maximum 2 sites, une variation est utilisée : le site  $i_{\text{move}}$  est attribué aux 3 sous-secteurs proches sélectionnés ci-dessus, en utilisant si nécessaire le principe de la propagation en cascade.
  - Si le site  $i_{\text{move}}$  est attribué à un sous-secteur qui est quasi saturé au-delà d'un seuil, le placement est accepté avec des conditions plus strictes. Lors de la propagation en cascade, les sites déplacés sont affectés en respectant un plafond plus sévère que la capacité maximale, ce qui permet de limiter la surcharge des sous-secteurs déjà sollicités et de favoriser la faisabilité des contraintes liées au temps de travail journalier.
  - Si le premier noeud au niveau 1 est déjà plein, les autres essais du niveau 1 sont ignorés et l'algorithme passe directement au niveau 2 pour déclencher la cascade.
3. **Placement via le graphe et propagation en cascade :** Sur la base de ses sous-secteurs proches, la structure de graphe est utilisée pour transférer le site :
  - le noeud le plus à gauche du niveau 1 du BFS est d'abord essayé,
  - si le noeud est complet, le suivant est essayé et ainsi de suite tous les noeuds du niveau 1, soit pour les 3 sous-secteurs voisins,
  - si aucun noeud du niveau 1 n'est disponible, le processus est poursuivi au niveau 2, puis au niveau 3, etc. La profondeur maximale est limitée.

Si le site ne peut pas être placé dans un nœud, car celui-ci est complet, il faut alors déplacer un autre site de ce sous-secteur « complet » vers un autre sous-secteur. Une véritable cascade est ainsi provoquée. Pour déterminer le site à déplacer, le site le plus **excentré** est sélectionné : c'est celui dont la somme des temps de trajet vers les sites du sous-secteur est la plus élevée. Ce site excentré devient à son tour un site  $i_{\text{move}}$ , et la procédure est répétée : sélection des 3 sous-secteurs les plus proches, tentative de placement, etc.

Ce principe est appliqué à tous les sites du sous-secteur à fermer et répété pour tous les sous-secteurs potentiellement à fermer.

La figure 5.4 illustre le cas le plus simple : lorsqu'un sous-secteur voisin dispose de capacité supplémentaire, le site du sous-secteur à fermer peut être directement déplacé, sans provoquer de cascade.

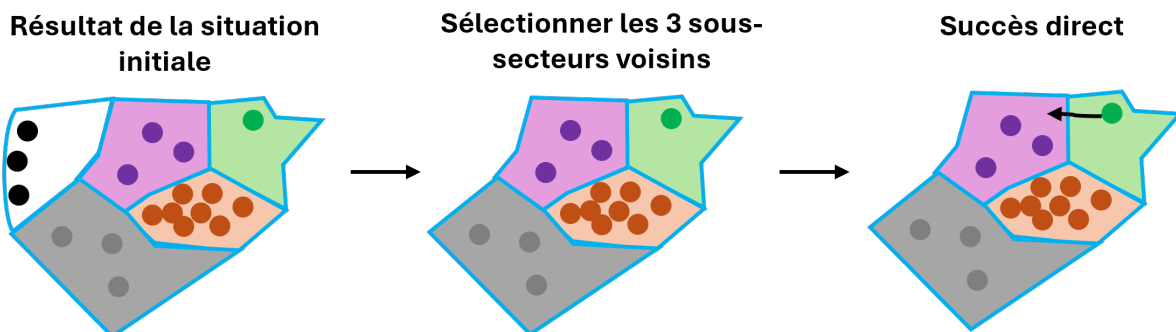


FIGURE 5.4 – Placement sans cascade

Lorsque tous les sous-secteurs voisins sont complets, comme illustré dans la figure 5.5, le déplacement nécessite de libérer de la capacité en déplaçant d’abord le site le plus excentré. Une cascade de plusieurs déplacements est ainsi déclenchée.

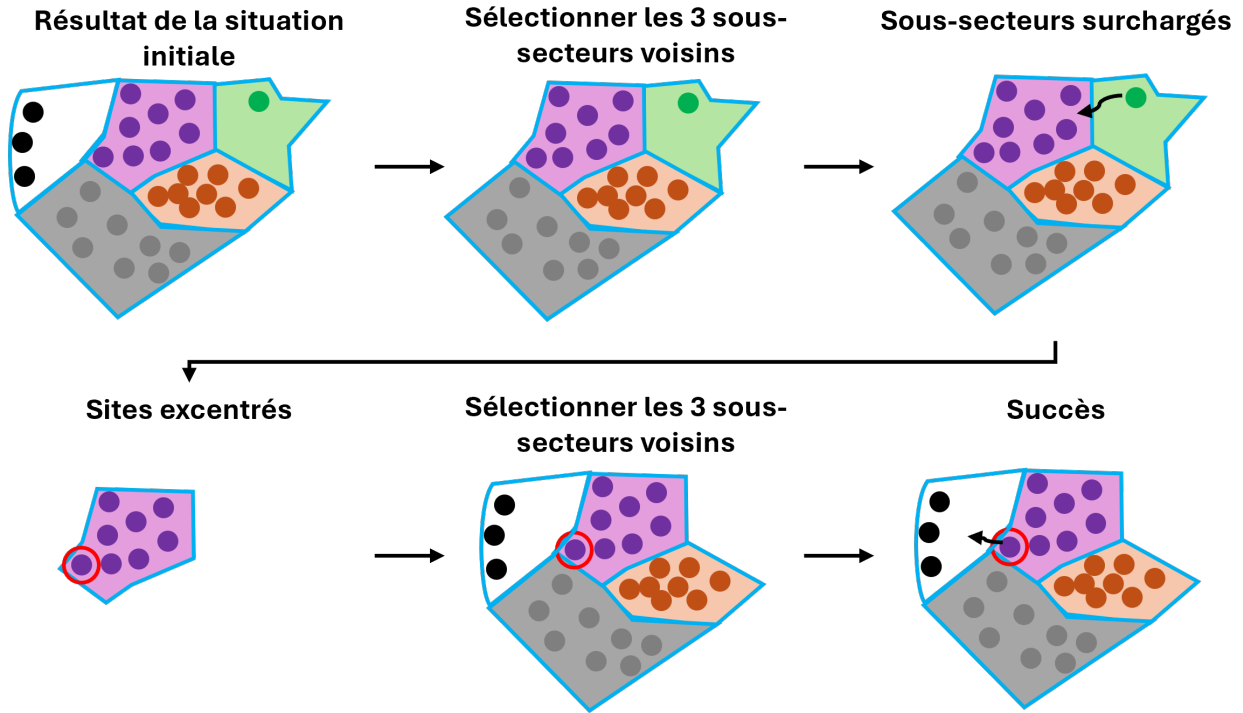


FIGURE 5.5 – Placement avec cascade lorsque les voisins sont pleins

**Limitation volontaire de la profondeur de cascade :** La profondeur maximale d’exploration du graphe est volontairement limitée (par exemple à 3 ou 4 niveaux). L’objectif est de maintenir une **adaptation locale** : les déplacements restent concentrés autour du sous-secteur à fermer et les déplacements des sites dans de nombreux sous-secteurs successifs sont ainsi évités. Cette contrainte évite les cascades trop longues et limite le nombre de sous-secteurs modifiés en chaîne, ce qui accélère ainsi le calcul des itérations suivantes.

**Historique des tentatives :** Un sous-secteur peut être réexaminé à différentes itérations, les cascades successives modifiant progressivement la répartition des sites.

De plus, même lorsqu’une cascade valable est trouvée, la fermeture effective du sous-secteur n’est appliquée qu’après la prochaine itération et si cette fermeture permet d’améliorer la qualité du résultat global, soit le nombre de sous-secteurs actifs.

# Chapitre 6

## Secteurs

Sur la base des sous-secteurs précédemment définis (chapitre 5), l'objectif de ce chapitre est de former des secteurs pour la planification des campagnes sur le terrain. La formation d'un *secteur* consiste à regrouper 2 sous-secteurs précédemment créés. Un secteur représente 2 collaborateurs de terrain durant une même semaine de campagne. Les 2 sous-secteurs constituant un même secteur doivent être géographiquement proches pour avoir une certaine flexibilité en cas de problème de matériel ou en raison des sites particuliers nécessitant l'intervention simultanée des deux collaborateurs.

**Contraintes liées aux sites PSAgA** La principale restriction dans la création des secteurs concerne les sites définis comme PSAgA, pour lesquels la présence de deux collaborateurs est obligatoire. Le collaborateur en charge du sous-secteur doit être accompagné par le deuxième collaborateur du secteur ou un collaborateur du dépôt de Wabern. Le support d'un collaborateur du dépôt pour un site PSAgA a un inconvénient majeur : chaque étape (installation, contrôle et récupération) nécessite un jour supplémentaire, ce qui ajoute 3 jours à la durée totale de la campagne. Cette situation pénalise l'objectif principal de minimiser le nombre de jours sur le terrain durant la campagne.

**Principe de construction séquentielle des secteurs** La création des secteurs est séquentiellement réalisée afin de limiter le recours à des collaborateurs du dépôt :

1. Une affectation à un autre sous-secteur est envisagée pour chaque sous-secteur qui a au moins un site PSAgA afin de former un secteur respectant l'intégralité des contraintes (temps journalier, capacité matérielle, etc.) (section 6.1).
2. Si aucune association avec un autre sous-secteur ne permet de satisfaire ces contraintes, un collaborateur du dépôt interviendra pour accompagner les interventions PSAgA. Aucun nouveau secteur n'est créé à cette étape : le sous-secteur concerné conserve ses sites, mais sa tournée est réinitialisée afin d'intégrer le support du dépôt comme ressource externe (section 6.2).
3. Les sous-secteurs qui ne contiennent pas de sites PSAgA ou qui n'ont pas pu être, lors des étapes précédentes, affectés à un secteur, sont ensuite regroupés par binôme. Ces regroupements sont réalisés en privilégiant le regroupement au sous-secteur le plus proche (section 6.3).

Cette approche hiérarchisée permet de prioriser le traitement des sites PSAgA et garantir une organisation cohérente de l'ensemble des secteurs.

En annexe B.1 figure un tableau récapitulatif des différents variables, ensembles et paramètres utilisés dans ce chapitre.

## 6.1 Formation de binômes de sous-secteurs avec sites PSAgA

Pour chaque sous-secteur avec un site PSAgA, un second sous-secteur est sélectionné afin que les interventions puissent s’y faire simultanément. Les collaborateurs des deux sous-secteurs doivent passer simultanément sur le site PSAgA, soit le même jour et au même moment de la journée, et ce pour chacune des trois étapes.

Le sous-secteur intervenant en tant que support de son collègue n’effectue pas de *visite* au sens opérationnel du site : il n’a pas besoin de disposer d’antenne et son passage n’est pas pris en compte dans le nombre maximal de sites par sous-secteur. Les deux collaborateurs devront cependant respecter les contraintes du temps journalier. A cet effet, 3 sous-secteurs voisins sont sélectionnés pour chaque sous-secteur avec PSAgA et le regroupement est testé pour chacun des 3 sous-secteurs. Chaque combinaison est indépendamment testée. Dès la fin de la tentative de chaque voisin pour tous les PSAgA, une optimisation de type *matching* est réalisée pour conserver les meilleures combinaisons. L’objectif principal est de minimiser le nombre de sous-secteurs ne disposant pas de binômes, puis le nombre de jours du secteur. Cette étape doit être réalisée, car un sous-secteur commun peut avoir été affecté dans deux sous-secteurs, d’où la nécessité de prendre plusieurs sous-secteurs pour avoir plus de flexibilité dans la formation des binômes. Lorsque qu’une combinaison de deux sous-secteurs est testée, chaque site est temporairement affecté aux 2 sous-secteurs et ne garde donc pas nécessairement l’affectation initiale. Cette souplesse permet de rééquilibrer la charge de travail entre les collaborateurs, notamment pour tenir compte des passages supplémentaires induits par les sites PSAgA.

### 6.1.1 Modèle mathématique - Evaluation d’un binôme PSAgA

Cette variante est construite sur la base du modèle présenté dans la section 5.3. L’intégralité des ensembles, paramètres, variables et contraintes reste, sauf mention explicite, inchangée.

Le principe est le suivant : lorsqu’un site  $i$  est de type PSAgA, les deux collaborateurs des deux sous-secteurs doivent intervenir simultanément lors des trois étapes :

- un sous-secteur *responsable* qui réalise l’étape et impacte la logistique (antennes)
- un sous-secteur *aide* qui accompagne, sans impact sur le matériel, et dont le temps travail doit cependant être comptabilisé.

Afin de modéliser cette situation, une distinction est introduite entre la notion de *visite* (du collaborateur responsable) et de *passage* (du collaborateur responsable et aide). Les adaptations du modèle mathématique portent principalement sur :

- l’affectation des sites PSAgA à deux sous-secteurs (responsable + aide),
- l’introduction d’une notion de *passage* distincte de la *visite*,
- la synchronisation intra-journalière des deux équipes sur les sites PSAgA.

#### 6.1.1.1 Fonction objectif

Par rapport à la fonction objectif décrite dans l’optimisation des sous-secteurs (équation 5.1), le critère de minimisation du nombre de sous-secteurs supplémentaires est désactivé. Les pondérations  $\lambda_1$ ,  $\lambda_2$  sont cependant conservées. La fonction objectif s’écrit :

$$\min \lambda_1 \cdot \underbrace{\sum_{r \in R} \sum_{d \in D} y_{rd}}_{\text{Nombre de jours actifs}} + \lambda_2 \cdot \underbrace{\sum_{r \in R} \sum_{d \in D} \sum_{\substack{u \in N \\ v \in N \\ u \neq v}} \tau_{uv} \cdot (x_{uvrd}^{\text{chain}} + x_{uvrd}^{\text{intra}})}_{\text{Temps total de déplacement}} \quad (6.1)$$

### 6.1.1.2 Contraintes de structure des sous-secteurs

#### Sites standards (non-PSAgA)

L'affectation des sites standards ne nécessitant pas l'intervention de binôme aux sous-secteurs est identique à celle de l'optimisation des sous-secteurs. Chaque site standard  $i \in I \setminus I_{\text{PSAgA}}$  est pris en charge par un unique sous-secteur durant la campagne :

$$\sum_{r \in R} y_{ir} = 1 \quad \forall i \in I \setminus I_{\text{PSAgA}} \quad (6.2)$$

#### Sites PSAgA : choix d'un responsable et d'un aide

Deux sous-secteurs distincts doivent être désignés pour chaque site PSAgA : un sous-secteur responsable et un sous-secteur aide. Les variables binaires sont introduites :

$$PSAgA_{ir}^{\text{main}} = \begin{cases} 1 & \text{si } r \in R \text{ est le sous-secteur responsable du site PSAgA } i \in I_{\text{PSAgA}} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

La variable  $PSAgA_{ir}^{\text{main}}$  indique si le sous-secteur  $r \in R$  est désigné comme *responsable* du site PSAgA  $i \in I_{\text{PSAgA}}$ . Lorsque  $PSAgA_{ir}^{\text{main}} = 1$ , le sous-secteur  $r$  est chargé des interventions (installation, contrôle, récupération) sur le site  $i$  et supporte les contraintes opérationnelles associées en termes de logistique d'antennes.

$$PSAgA_{ir}^{\text{aide}} = \begin{cases} 1 & \text{si } r \in R \text{ est le sous-secteur intervient en tant qu'aide sur le site PSAgA } i \in I_{\text{PSAgA}} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

La variable  $PSAgA_{ir}^{\text{aide}}$  indique si le sous-secteur  $r \in R$  intervient en tant qu'*aide* sur le site PSAgA  $i$ . Lorsque  $PSAgA_{ir}^{\text{aide}} = 1$ , le sous-secteur  $r$  accompagne le sous-secteur responsable lors des interventions sur le site  $i$ , sans impact sur la logistique du matériel, avec une contrainte de temps de travail journalier.

Chaque site PSAgA a un sous-secteur responsable et un sous-secteur aide distincts :

$$\sum_{r \in R} PSAgA_{ir}^{\text{main}} = 1 \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}} \quad (6.3)$$

$$\sum_{r \in R} PSAgA_{ir}^{\text{aide}} = 1 \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}} \quad (6.4)$$

Les rôles de responsable et aide sont exclusifs pour un même sous-secteur :

$$PSAgA_{ir}^{\text{main}} + PSAgA_{ir}^{\text{aide}} \leq 1 \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}}, \forall r \in R \quad (6.5)$$

#### Lien avec l'affectation

Dans le modèle de base (section 5.3), l'affectation  $y_{ir}$  ne sert pas uniquement à dire *quel sous-secteur se rend sur un site*. Elle a également un rôle d'*entrée* qui génère :

- la séquence des interventions (installation, contrôle, récupération),
- les variables associées aux interventions  $y_{ird}^{\text{inst}}$ ,  $y_{ird}^{\text{ctrl}}$ ,  $y_{ird}^{\text{rec}}$ ,
- la logistique de matériel (stock d'antennes) et les contraintes de capacité (eg. nombre maximal de sites dans un sous-secteur).

Dans la modélisation des binômes, un site PSAgA  $i \in I_{\text{PSAgA}}$  est parcouru par deux sous-secteurs : un sous-secteur *responsable* qui réalise les interventions et consomme le matériel et un sous-secteur *aide* qui accompagne

son collègue, sans déclencher d'étape et sans consommer d'antenne. Il est erroné de lier l'aide à l'affectation  $y_{ir}$  au sous-secteur aide, qui conduirait à des incohérences dans les contraintes de capacité, de logistique et d'activation des étapes.

Pour conserver une affectation univoque, l'affectation d'un site PSAgA est associée uniquement au sous-secteur désigné comme responsable :

$$y_{ir} = PSAgA_{ir}^{\text{main}} \quad \forall i \in I_{PSAgA}, \forall r \in R \quad (6.6)$$

Le sous-secteur aide n'est volontairement pas inclus dans l'affectation  $y_{ir}$ . Sa présence sera séparément modélisée par la variable de *passage* (paragraphe 6.1.1.3) et sa contribution est prise en compte dans les contraintes de durées journalières via un temps de service dédié (paragraphe 6.1.1.4).

### Lien affectation et installation

**Sites standards (non-PSAgA)** L'installation des sites standards (non-PSAgA) est réalisée par le sous-secteur auquel le site est affecté :

$$\sum_{d \in D^{\text{inst}}} y_{ird}^{\text{inst}} = y_{ir} \quad \forall i \in I \setminus I_{PSAgA}, \forall r \in R \quad (6.7)$$

**Sites PSAgA** L'installation (notamment la logistique du matériel et le pipeline hebdomadaire) des sites PSAgA n'est de la responsabilité que du responsable du sous-secteur :

$$\sum_{d \in D^{\text{inst}}} y_{ird}^{\text{inst}} = PSAgA_{ir}^{\text{main}} \quad \forall i \in I_{PSAgA}, \forall r \in R \quad (6.8)$$

#### 6.1.1.3 Contraintes d'une journée isolée et notion de passage

Une distinction des sites PSAgA est faite entre l'affectation d'un collaborateur à un sous-secteur et son passage sur un site durant une tournée. Le collaborateur *responsable* est affecté au sous-secteur, ce qui est modélisé par la variable d'affectation  $y_{ir}$  et il intervient sur l'ensemble des sites du sous-secteur. Le collaborateur *aide* n'est pas affecté au sous-secteur ; il doit uniquement effectuer un passage sur les sites PSAgA afin d'assurer une intervention simultanée de deux collaborateurs. Cette distinction permet de modéliser la présence simultanée de deux collaborateurs sur les sites PSAgA, sans modifier la structure d'affectation des sous-secteurs.

Dans le modèle de base d'optimisation des sous-secteurs (section 5.3), la variable visite  $v_{ird}$  permettait d'exprimer la présence sur un site et l'exécution d'une étape (installation, contrôle ou récupération). Cette représentation n'est plus suffisante dans la variante binôme : un sous-secteur peut désormais *passer* sur un site PSAgA en tant qu'aide, sans être affecté au sous-secteur. La variable suivante de *passage* est introduite :

$$p_{ird} = \begin{cases} 1 & \text{si le sous-secteur } r \in R \text{ passe sur le site } i \in I \text{ le jour } d \in D \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

#### Lien visite - passage (tous sites)

Toute visite implique obligatoirement un passage :

$$v_{ird} \leq p_{ird} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.9)$$

#### Sites standards (non-PSAgA) : passage = visite

Il n'existe pas, pour les sites standards, de passage sans une visite. La présence sur le site implique systématiquement l'exécution d'une étape :

$$p_{ird} = v_{ird} \quad \forall i \in I \setminus I_{PSAgA}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.10)$$

**Jour actif déclenché par le passage (pas par la visite)**

Le jour  $d$  d'un sous-secteur  $r$  est considéré comme actif s'il existe au moins un passage :

$$p_{ird} \leq y_{rd} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.11)$$

**Nombre de passages hebdomadaires**

**Sites standards (non-PSAgA)** Le nombre de passage des sites standards est inchangé, car  $p_{ird} = v_{ird}$  :

$$\sum_{d \in D} p_{ird} = 3 \cdot y_{ir} \quad \forall i \in I \setminus I_{PSAgA}, \forall r \in R \quad (6.12)$$

**Sites PSAgA** Un responsable ou un aide passe 3 jours dans un sous-secteur avec un site PSAgA :

$$\sum_{d \in D} p_{ird} = 3 \cdot (PSAgA_{ir}^{\text{main}} + PSAgA_{ir}^{\text{aide}}) \quad \forall i \in I_{PSAgA}, \forall r \in R \quad (6.13)$$

**6.1.1.4 Contraintes de temps de service de l'équipe aide sur les sites PSAgA**

Dans le cas des sites PSAgA, le sous-secteur aide n'impacte pas la logistique, son passage génère du temps de travail à intégrer dans la contrainte journalière du collaborateur. Le but de cette partie est donc de :

- comptabiliser le temps de travail du sous-secteur aide,
- sans l'assimiler à une visite,
- sans impacter ni l'affectation, ni la logistique du matériel.

**Variable indicatrice d'aide** Une variable binaire  $g_{ird}^{\text{aide}}$  indiquant qu'un sous-secteur  $r$  intervient en tant qu'aide sur le site PSAgA  $i$  le jour  $d$  est introduite :

$$g_{ird}^{\text{aide}} = \begin{cases} 1 & \text{si } r \text{ est aide sur } i \text{ et passe le jour } d \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad \forall i \in I_{PSAgA}, \forall r \in R, \forall d \in D$$

Par définition, un sous-secteur intervient en tant qu'aide sur un site PSAgA s'il est défini comme aide pour ce site et s'il y passe le jour considéré. Cette relation logique s'écrit :

$$g_{ird}^{\text{aide}} = p_{ird} \wedge PSAgA_{ir}^{\text{aide}}$$

Cette relation n'étant pas linéaire, elle est modélisée par les contraintes suivantes :

$$g_{ird}^{\text{aide}} \leq p_{ird} \quad \forall i \in I_{PSAgA}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.14)$$

$$g_{ird}^{\text{aide}} \leq PSAgA_{ir}^{\text{aide}} \quad \forall i \in I_{PSAgA}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.15)$$

$$g_{ird}^{\text{aide}} \geq p_{ird} + PSAgA_{ir}^{\text{aide}} - 1 \quad \forall i \in I_{PSAgA}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.16)$$

**Durée de service liée à l'aide** Le temps de service du sous-secteur aide dépend du type d'intervention effectuée sur le site PSAgA le jour considéré.

Le type de l'intervention réalisé sur un site PSAgA le jour  $d$  est déterminé par le sous-secteur responsable. Comme un unique sous-secteur est responsable et une seule étape est réalisée par jour, les indicateurs d'étapes suivantes sont introduits pour chaque site PSAgA :

$$y_{i,d}^{\text{inst}} = \sum_{r \in R} y_{ird}^{\text{inst}}, \quad y_{i,d}^{\text{ctrl}} = \sum_{r \in R} y_{ird}^{\text{ctrl}}, \quad y_{i,d}^{\text{rec}} = \sum_{r \in R} y_{ird}^{\text{rec}} \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}}, \forall d \in D$$

Une durée de référence  $dur_{id}$  (expression linéaire), commune à tous les sous-secteurs, qui représente la durée du service d'aide sur le site  $i$  le jour  $d$ , est introduite :

$$\begin{aligned} dur_{id} &= (a^{\text{inst}} + a_{\text{PSAgA}}^{\text{inst}}) \cdot y_{i,d}^{\text{inst}} \\ &\quad + (a^{\text{ctrl}} + a_{\text{PSAgA}}^{\text{ctrl}}) \cdot y_{i,d}^{\text{ctrl}} \\ &\quad + (a^{\text{rec}} + a_{\text{PSAgA}}^{\text{rec}}) \cdot y_{i,d}^{\text{rec}} \quad \forall i \in I, \forall d \in D \end{aligned} \quad (6.17)$$

**Linéarisation par Big-M** La variable continue  $\text{service}_{ird}^{\text{aide}}$  représente le temps de service au sous-secteur  $r$  lorsqu'il intervient en tant qu'aide sur le site PSAgA  $i$  le jour  $d$ .

$\text{service}_{ird}^{\text{aide}} \in \mathbb{R}_+$  = Temps de service au sous-secteur  $r \in R$  lorsqu'un collaborateur intervient en tant qu'aide sur le site PSAgA  $i \in I_{\text{PSAgA}}$  le jour  $d \in D$

Cette variable est contrainte à être non négative :

$$\text{service}_{ird}^{\text{aide}} \geq 0 \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.18)$$

Cette variable doit vérifier, par construction, la relation conditionnelle suivante :

$$\text{service}_{ird}^{\text{aide}} = \begin{cases} dur_{id} & \text{si } g_{ird}^{\text{aide}} = 1 \\ 0 & \text{si } g_{ird}^{\text{aide}} = 0 \end{cases} \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.19)$$

Cette relation est non linéaire et doit donc être linéarisée. A cet effet, la linéarisation classique Big-M est utilisée. La constante Big-M ( $M_{\text{service}}$ ) doit être une borne supérieure de la durée  $dur_{id}$ . Etant donné qu'une seule étape est réalisée par jour sur un site PSAgA, la durée maximale d'une intervention sur un site PSAgA pour un jour correspond à la plus grande valeur parmi les trois d'étapes, en tenant compte du surcoût PSAgA. Il est donc défini :

$$M_{\text{service}} = \max(a^{\text{inst}} + a_{\text{PSAgA}}^{\text{inst}}, a^{\text{ctrl}} + a_{\text{PSAgA}}^{\text{ctrl}}, a^{\text{rec}} + a_{\text{PSAgA}}^{\text{rec}})$$

Ainsi, quelle que soit l'étape réalisée le jour  $d$ , la durée considérée est la suivante :

$$dur_{id} \leq M_{\text{service}} \quad \forall i \in I, \forall d \in D$$

La relation conditionnelle est modélisée par :

$$\text{service}_{ird}^{\text{aide}} \leq M_{\text{service}} \cdot g_{ird}^{\text{aide}} \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.20)$$

$$\text{service}_{ird}^{\text{aide}} \leq dur_{id} \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.21)$$

$$\text{service}_{ird}^{\text{aide}} \geq dur_{id} - M_{\text{service}} \cdot (1 - g_{ird}^{\text{aide}}) \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.22)$$

**Intégration dans la durée journalière** Le temps total affecté au sous-secteur  $r$  le jour  $d$  inclut désormais le temps de service d'aide sur les sites PSAgA :

$$\sum_{i \in I_{\text{PSAgA}}} \text{service}_{ird}^{\text{aide}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D$$

La contrainte de durée journalière (paragraphe 5.3.3.4) s'écrit sous la forme condensée :

$$\underbrace{\sum_{i \in I_{PSAgA}} \text{service}_{ird}^{\text{aide}}}_{\text{Temps d'aide}} + \dots \leq H_{\max} \cdot y_{rd} \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.23)$$

#### 6.1.1.5 Contraintes d'enchaînement des jours sur la semaine

Les contraintes d'ordonnancement et de flux sont identiques à celles du modèle de base (optimisation des sous-secteurs). L'unique adaptation concerne la variable décrivant la présence journalière sur un site : dans la variante binôme, toutes les contraintes formulées sur la présence journalière utilisent désormais la notion de passage  $p_{ird}$  au lieu de celle de visite  $v_{ird}$ . Ce choix est nécessaire pour prendre en compte les passages effectués par les sous-secteurs aide sur les sites PSAGa, qui ne correspondent pas à des visites et qui doivent néanmoins être intégrées dans la structure des tournées.

#### Ordonnancement intra-journalier des passages

Les variables indiquant le premier et le dernier site visités d'une journée sont désormais activées par la présence du passage. Un site ne peut être premier ou dernier que s'il est effectivement parcouru ce jour-là :

$$s_{ird}^{\text{first}} \leq p_{ird} \quad \forall r \in R, \forall d \in D, \forall i \in I \quad (6.24)$$

$$s_{ird}^{\text{last}} \leq p_{ird} \quad \forall r \in R, \forall d \in D, \forall i \in I \quad (6.25)$$

#### Déplacement intra-journalier

Les contraintes entrée / sortie d'un site du modèle de base (paragraphe 5.3.3.3) sont conservées. Elles sont reformulées en remplaçant la variable de visites  $v_{ird}$  par  $p_{ird}$ .

**Entrée dans un site (au plus une fois par jour)** Pour le premier jour de la tournée :

$$\sum_{\substack{u \in I \\ u \neq i}} x_{uir0}^{\text{intra}} + x_{depotir0}^{\text{intra}} = p_{ir0} \quad \forall r \in R, \forall i \in I \quad (6.26)$$

Pour les jours suivants :

$$\sum_{\substack{u \in I \\ u \neq i}} x_{uir d}^{\text{intra}} + \sum_{u \in I} x_{uir d}^{\text{chain}} = p_{ird} \quad \forall r \in R, \forall i \in I, \forall d \in D \setminus \{0\} \quad (6.27)$$

**Sortie d'un site (au plus une fois par jour)** Pour les jours intermédiaires :

$$\sum_{\substack{v \in I \\ v \neq i}} x_{ivr d}^{\text{intra}} + x_{ivr d+1}^{\text{chain}} + x_{idepotr d}^{\text{intra}} = p_{ird} \quad \forall r \in R, \forall i \in I, \forall d \in D \setminus \{\max D\} \quad (6.28)$$

Pour le dernier jour de la tournée :

$$\sum_{\substack{v \in I \\ v \neq i}} x_{ivr 5}^{\text{intra}} + x_{idepotr 5}^{\text{intra}} = p_{ir 5} \quad \forall r \in R, \forall i \in I \quad (6.29)$$

### 6.1.1.6 Contraintes d'élimination des sous-tournées et de synchronisation des binômes (MTZ)

Afin de garantir que le collaborateur responsable et le collaborateur aide interviennent simultanément sur un site PSAgA, un rang identique dans leur tournée journalière doit être imposé. Le rang MTZ, initialement utilisé pour éliminer les sous-tournées, est réutilisé pour synchroniser les passages. Cette approche permet de conserver une formulation linéaire.

Les contraintes de Miller–Tucker–Zemlin (MTZ) utilisées dans le modèle des sous-secteurs afin d'éliminer les sous-tournées intra-journalières sont conservées (paragrpape 5.3.5.1). La variable de visite  $v_{ird}$  est cependant remplacée par la variable de passage  $p_{ird}$ , afin de tenir compte qu'un collaborateur peut désormais intervenir sur un site sans être affecté au sous-secteur, notamment lorsqu'il agit en tant qu'aide sur un site PSAgA.

**Borne MTZ (taille maximale d'une tournée journalière)** Un sous-secteur peut, dans la même journée, aider plusieurs sites PSAgA, en plus de la visite de ses sites standards (non-PSAgA). Le nombre de passages peut donc dépasser  $Q_{\max}^{\text{sec}}$  (capacité de sites). Une borne supérieure est définie :

$$Q^{\text{tour}} = Q_{\max} + |I_{\text{PSAgA}}| \quad (6.30)$$

**Activation des rangs** Pour chaque site  $i$ , sous-secteur  $r$  et jour  $d$ , une variable d'ordre est introduite :

$$u_{ird}^{\text{mtz}} \in \{0, 1, \dots, Q^{\text{tour}}\} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D$$

**Activation conditionnelle des rangs (sur les passages)** Les rangs ne doivent être actifs que lorsque le site est effectivement *présent* dans la tournée journalière du sous-secteur (i.e. passage). Il est imposé :

$$u_{ird}^{\text{mtz}} \leq Q^{\text{tour}} \cdot p_{ird} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.31)$$

$$u_{ird}^{\text{mtz}} \geq p_{ird} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.32)$$

Ainsi, si  $p_{ird} = 0$ , alors  $u_{ird}^{\text{mtz}} = 0$ ; et si  $p_{ird} = 1$ , alors  $u_{ird}^{\text{mtz}} \in \{1, \dots, Q^{\text{tour}}\}$ .

**Cohérence des arcs intra-jour / passages** Un arc intra-journalier ne peut relier que deux sites présents :

$$x_{uvrd}^{\text{intra}} \leq p_{urd} \quad \forall u, v \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.33)$$

$$x_{uvrd}^{\text{intra}} \leq p_{vrd} \quad \forall u, v \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.34)$$

**Contrainte MTZ standard (anti sous-tournées)** La contrainte MTZ standard est appliquée aux arcs intra-journaliers (avec  $u \neq v$ ) :

$$u_{urd}^{\text{mtz}} - u_{vrd}^{\text{mtz}} + Q^{\text{tour}} \cdot x_{uvrd}^{\text{intra}} \leq Q^{\text{tour}} - 1 \quad \forall u, v \in I, \forall u \neq v, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.35)$$

Lorsque  $x_{uvrd}^{\text{intra}} = 1$ , cette relation impose  $u_{vrd}^{\text{mtz}} \geq u_{urd}^{\text{mtz}} + 1$ , ce qui interdit la formation de cycles disjoints.

#### Synchronisation intra-journalière sur les sites PSAgA

Pour imposer le responsable et l'aide à intervenir *au même rang* sur un site PSAgA, il est introduit :

$$k_{id} \in \{0, 1, \dots, Q^{\text{tour}}\} \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}}, \forall d \in D$$

**Lien entre rang MTZ ↔ rang commun** Si le sous-secteur  $r$  passe sur un site PSAGA  $i$  le jour  $d$  ( $p_{ird} = 1$ ), son rang MTZ doit coïncider avec  $k_{id}$ .

La condition logique à modéliser est la suivante :

$$\text{si } p_{ird} = 1 \quad \text{alors} \quad u_{ird}^{\text{mtz}} = k_{id} \quad \forall i \in I_{\text{PSAGA}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.36)$$

Cette condition est linéarisée par Big- $M$  avec  $M = Q^{\text{tour}}$  :

$$u_{ird}^{\text{mtz}} \leq k_{id} + Q^{\text{tour}} (1 - p_{ird}) \quad \forall i \in I_{\text{PSAGA}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.37)$$

$$u_{ird}^{\text{mtz}} \geq k_{id} - Q^{\text{tour}} (1 - p_{ird}) \quad \forall i \in I_{\text{PSAGA}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.38)$$

Ainsi, dès que  $p_{ird} = 1$ ,  $u_{ird}^{\text{mtz}} = k_{id}$  est obtenu, ce qui oblige le responsable et l'aide à occuper la même position dans leur tournée respective.

**Fixation du rang du premier site** Dans le modèle avec binôme, les rang MTZ sont utilisés non seulement pour éliminer les sous-tournées, mais également pour synchroniser les passages des sous-secteurs responsable et aide sur les sites PSAGA. Le premier site de la journée a automatiquement le rang 1 afin d'éviter un décalage de rang. Ainsi, un site non premier ne peut pas occuper cette position.

$$\text{si } s_{ird}^{\text{first}} = 1 \quad \text{alors} \quad u_{ird}^{\text{mtz}} = 1 \quad \forall i \in I_{\text{PSAGA}}, \forall r \in R, \forall d \in D$$

Cette condition est linéarisée par Big- $M$  avec  $M = Q^{\text{tour}}$  :

$$u_{ird}^{\text{mtz}} \leq 1 + Q^{\text{tour}} (1 - s_{ird}^{\text{first}}) \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.39)$$

$$u_{ird}^{\text{mtz}} \geq 1 - Q^{\text{tour}} (1 - s_{ird}^{\text{first}}) \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.40)$$

**Site présent mais non premier** Enfin, si un site est présent sans être premier, il est obligatoire qu'il n'occupe pas la position 1 :

$$u_{ird}^{\text{mtz}} \geq 2 \cdot p_{ird} - Q^{\text{tour}} \cdot s_{ird}^{\text{first}} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.41)$$

Bien que cette inégalité soit redondante au niveau logique, elle peut améliorer la relaxation linéaire.

### 6.1.1.7 Contraintes logistiques liées aux antennes GNSS

La partie liée aux antennes est inchangée (paragraphe 5.3.5.2), sauf l'activation des variables de stock : dans la variante binôme, un site ne doit activer des variables stock que s'il est effectivement de passage au jour considéré. Ainsi, il est imposé que :

$$\text{si le site } i \text{ n'est pas de passage } p_{ird} = 0 \quad \text{alors } L_{ird}^{\text{before}} \text{ et } L_{ird}^{\text{after}} \text{ sont nuls} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D$$

Comme  $L_{ird}^{\text{before}}$  et  $L_{ird}^{\text{after}}$  sont déjà contraintes à être non négatives, il suffit d'une borne supérieure conditionnelle (type Big- $M$ ). Cette condition est linéarisée par Big- $M$  avec  $M = Q_{\text{antenne}}^{\text{ssec}}$ , qui désigne le nombre maximal d'antennes disponibles dans un sous-secteur en début de tournée :

$$L_{ird}^{\text{before}} \leq M \cdot p_{ird} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.42)$$

$$L_{ird}^{\text{after}} \leq M \cdot p_{ird} \quad \forall i \in I, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.43)$$

### 6.1.1.8 Contraintes spécifiques aux sites PSAgA (sécurité, effectif)

Deux collaborateurs et donc deux sous-secteurs doivent être présents lors des interventions sur les sites PSAgA : un sous-secteur *responsable* qui exécute l'étape et un sous-secteur *aide* qui accompagne (sans impact matériel). Pour exprimer qu'un site PSAgA soit *planifié un jour donné*, la variable binaire est introduit :

$$w_{id}^{\text{PSAgA}} = \begin{cases} 1 & \text{si le site PSAgA } i \in I_{\text{PSAgA}} \text{ est visité le jour } d \in D \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

#### Une seule *visite* (responsable) lorsque le jour est planifié

Le jour  $d$  est planifié si et seulement si un unique sous-secteur effectue la visite (au sens  $v_{ird}$ ) :

$$\sum_{r \in R} v_{ird} = w_{id}^{\text{PSAgA}} \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}}, \forall d \in D \quad (6.44)$$

Seul le sous-secteur responsable est autorisé à réaliser la visite et, par conséquent, à déclencher l'étape et la logistique :

$$v_{ird} \leq \text{PSAgA}_{ir}^{\text{main}} \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.45)$$

#### Deux *passages* (responsable et aide) lorsque le jour est planifié

La variable  $p_{ird}$  indique qu'un sous-secteur  $r$  passe sur le site PSAgA  $i$  le jour  $d$ , que ce soit en tant que responsable ou aide. La logique recherchée est la suivante :

- si le jour  $d$  est planifié pour le site  $i$  ( $w_{id}^{\text{PSAgA}} = 1$ ), les deux sous-secteurs désignés comme responsable et aide doivent passer sur le site ( $p_{ird} = 1$  pour les sous-secteur tels que  $\text{PSAgA}_{ir}^{\text{main}} = 1$  ou  $\text{PSAgA}_{ir}^{\text{aide}} = 1$ )
- si le jour  $d$  n'est pas planifié ( $w_{id}^{\text{PSAgA}} = 0$ ), aucun sous-secteur ne doit passer sur le site  $i$  ( $p_{ird} = 0$  pour tout  $r \in R$ ).

Cette relation logique s'écrit :

$$p_{ird} = w_{id}^{\text{PSAgA}} \wedge (\text{PSAgA}_{ir}^{\text{main}} \vee \text{PSAgA}_{ir}^{\text{aide}})$$

Ainsi, un sous-secteur passe sur le site si le jour est planifié et s'il est désigné comme responsable ou aide.

Comme cette relation n'est pas linéaire, elle est modélisée par les contraintes suivantes :

#### Activation conditionnelle par le jour planifié

$$p_{ird} \leq w_{id}^{\text{PSAgA}} \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.46)$$

ce qui interdit tout passage si le jour n'est pas planifié.

#### Restriction aux sous-secteurs responsable ou aide

$$p_{ird} \leq \text{PSAgA}_{ir}^{\text{main}} + \text{PSAgA}_{ir}^{\text{aide}} \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.47)$$

ce qui autorise un passage uniquement pour les deux sous-secteurs désignés comme responsable ou aide du site.

#### Activation conjointe lorsque le jour est planifié

$$p_{ird} \geq w_{id}^{\text{PSAgA}} + \text{PSAgA}_{ir}^{\text{main}} + \text{PSAgA}_{ir}^{\text{aide}} - 1 \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.48)$$

Les contraintes précédentes et l'exclusivité entre le rôle de responsable et d'aide (équation 6.5) assure que lorsque le jour  $d$  est planifié pour le site  $i$  ( $w_{id}^{\text{PSAgA}} = 1$ ), les deux sous-secteurs désignés comme responsable ou aide

ont nécessairement  $p_{ird} = 1$ . Ainsi, deux passages sont imposés sur le site PSAgA pour chaque jour planifié : un passage du sous-secteur responsable et un passage du sous-secteur aide.

**Les étapes (installation/contrôle/récupération) ne peuvent être réalisées que par le responsable**

$$y_{ird}^{\text{inst}} \leq PSAgA_{ir}^{\text{main}}, \quad y_{ird}^{\text{ctrl}} \leq PSAgA_{ir}^{\text{main}}, \quad y_{ird}^{\text{rec}} \leq PSAgA_{ir}^{\text{main}} \quad \forall i \in I_{\text{PSAgA}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.49)$$

### 6.1.1.9 Principe de résolution et calcul des coûts de binômes

Le modèle décrit ci-dessus est résolu pour chaque paire candidate de sous-secteurs. Il permet de déterminer si la paire est faisable conformément aux contraintes opérationnelles et d'en estimer le coût associé. Ces coûts sont ensuite utilisés dans le modèle de sélection des binômes présenté en paragraphe 6.1.2.

## 6.1.2 Modèle mathématique - Sélection des binômes de sous-secteurs

Après avoir évalué, pour chaque sous-secteur source  $s$  (contenant des PSAgA), l'ensemble des sous-secteurs cibles  $t$  (voisins) et vérifié la faisabilité de chaque combinaison, un ensemble de binômes *compatibles* (sans conflit) doit être sélectionné. L'objectif de cette phase est double :

- maximiser le nombre de sous-secteurs sources effectivement couverts,
- parmi ces solutions, privilégier les combinaisons les moins coûteuses.

Cette sélection est formulée comme un problème d'optimisation combinatoire avec une fonction multi-critère résolu à l'aide du solveur CBC.

**Définition des ensembles** Deux rôles sont distingués parmi les sous-secteurs :

- $\text{SRC} \subseteq R$  : ensemble des sous-secteurs *sources*, c'est-à-dire les sous-secteurs contenant au moins un site PSAgA et nécessitant donc la constitution d'un binôme avec un autre sous-secteur.
- $\text{TGT} \subseteq R$  : ensemble des sous-secteurs *cibles*, candidats potentiels pour accompagner un sous-secteur source. Les sous-secteurs *cibles* et *sources* sont proches.

Un sous-secteur  $s \in \text{SRC}$  doit être associé avec *au plus un* sous-secteur  $t \in \text{TGT}$ , formant ainsi un binôme  $(s, t)$ . L'ensemble des paires admissibles est notée :

$$\mathcal{P} \subseteq \text{SRC} \times \text{TGT}$$

et regroupe l'ensemble des appariements source-cible considérés comme faisables suite aux tests de charge de travail, contraintes temporelles et critères opérationnels.

### 6.1.2.1 Coûts associés aux paires

À chaque paire admissible  $(s, t) \in \mathcal{P}$ , il est associé :

- $c_{st}^{\text{day}} \in \mathbb{R}_+$  : coût exprimé en *nombre de jours*,
- $c_{st}^{\text{hour}} \in \mathbb{R}_+$  : coût exprimé en *heures* (temps total).

Les deux coûts sont regroupés dans un coût unique afin d'imposer une priorité stricte du critère *jours* sur le critère *heures* :

$$C_{st} = M \cdot c_{st}^{\text{day}} + c_{st}^{\text{hour}} \quad \forall (s, t) \in \mathcal{P} \quad (6.50)$$

où la constante  $M$  est choisie telle que :

$$M > \max_{(s,t) \in \mathcal{P}} c_{st}^{\text{hour}}$$

Ainsi, toute réduction d'un jour est toujours préférable à n'importe quelle variation en heures.

### 6.1.2.2 Variables de décision

**Sélection des paires** Une variable binaire indique si la paire  $(s, t)$  est retenue :

$$x_{st} = \begin{cases} 1 & \text{si le binôme } (s, t) \text{ est sélectionné} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad \forall (s, t) \in \mathcal{P}$$

**Variable de couverture** Afin de déterminer le nombre de sous-secteurs sources effectivement affectés, il est défini :

$$z_s = \begin{cases} 1 & \text{si le sous-secteur } s \text{ est couvert (utilisé dans un binôme, en source ou en cible)} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad \forall s \in \text{SRC}$$

Un sous-secteur est dit *couvert* s'il apparaît dans un binôme sélectionné, qu'il soit utilisé comme source ou cible.

### 6.1.2.3 Fonction objectif

L'objectif est hiérarchique :

1. Maximiser le nombre de sous-secteurs sources couverts,
2. parmi les solutions maximisant la couverture, minimiser le coût total.

Cette priorité est implémentée par une fonction objectif pondérée :

$$\max B \cdot \underbrace{\sum_{s \in \text{SRC}} z_s}_{\text{nombre de sous-secteur sources couverts par un binôme}} - \underbrace{\sum_{(s,t) \in \mathcal{P}} C_{st} x_{st}}_{\text{coût total}} \quad (6.51)$$

où  $B$  est une constante suffisamment grande pour garantir que toute amélioration de la couverture domine toute variation de coût, par exemple :

$$B > \sum_{(s,t) \in \mathcal{P}} C_{st}$$

### 6.1.2.4 Contraintes

**Une paire au plus par source** Chaque sous-secteur source  $s$  ne peut être associé qu'à une seule cible  $t$  :

$$\sum_{\substack{t \in \text{TGT} \\ (s,t) \in \mathcal{P}}} x_{st} \leq 1 \quad \forall s \in \text{SRC} \quad (6.52)$$

**Une paire au plus par cible** Chaque sous-secteur cible  $t$  ne peut être utilisé par au plus une source  $s$  :

$$\sum_{\substack{s \in \text{SRC} \\ (s,t) \in \mathcal{P}}} x_{st} \leq 1 \quad \forall t \in \text{TGT} \quad (6.53)$$

**Lien couverture** La variable  $z_s$  apparaît lorsque le sous-secteur  $s$  apparaît dans un binôme sélectionné, que ce soit comme source ou comme cible :

$$z_s = \sum_{\substack{t \in \text{TGT} \\ (s,t) \in \mathcal{P}}} x_{st} + \sum_{\substack{s' \in \text{SRC} \\ (s',s) \in \mathcal{P}}} x_{s's} \quad \forall s \in \text{SRC} \quad (6.54)$$

**Un sous-secteur ne peut apparaître qu’une seule fois de manière globale** L’unicité des sous-secteurs source est déjà introduite par la définition de la variable  $z_s$ . Une contrainte globale est introduite garantissant qu’un sous-secteur ne puisse apparaître qu’une seule fois, quel que soit son rôle (source ou cible). Afin d’imposer cette unicité au niveau des sous-secteurs eux-mêmes, il est défini l’ensemble

$$\text{NODES} = \text{SRC} \cup \text{TGT}$$

et la contrainte globale suivante est introduite.

$$\sum_{\substack{t \in \text{TGT} \\ (k,t) \in \mathcal{P}}} x_{kt} + \sum_{\substack{s \in \text{SRC} \\ (s,k) \in \mathcal{P}}} x_{sk} \leq 1 \quad \forall k \in \text{NODES} \quad (6.55)$$

Cette contrainte garantit que les paires sélectionnées forment un ensemble de *binômes disjoints*, sans recouvrement de sous-secteurs.

### 6.1.2.5 Traitement des sous-secteurs non affectés

Suite à cette optimisation, les secteurs ayant des PSaGA ont été définis. Les sous-secteurs SRC contenant des PSaGA qui n’ont pas pu être affectés dans un secteur seront traités par une personne du dépôt, ce qui sera détaillé dans la section suivante.

## 6.2 Traitement des sous-secteurs PSaGA avec le support du dépôt

Ce modèle est appliqué uniquement aux sous-secteurs qui n’ont pas pu, lors de la précédente étape, être intégrés dans un binôme PSaGA avec un autre sous-secteur (section 6.1). Dans ce cas, l’intervention d’un collaborateur du dépôt est envisagé afin d’assurer la présence simultanée requise de deux personnes sur les sites PSaGA.

Dans le cadre d’un PSaGA, un collaborateur du dépôt fait un trajet de Wabern (dépôt) et le site et revient le soir au dépôt. Il refait, le lendemain et le surlendemain, le même trajet. Si le sous-secteur a plusieurs PSaGA, les trajets entre sites sont aussi comptabilisés et doivent être visités dans le même ordre que son collègue. Le collaborateur du dépôt devra aussi respecter les contraintes du temps de travail journalier. Le collaborateur du dépôt soutient seulement pour les PSaGA, les autres sites ne sont pas comptabilisés dans son temps de travail journalier. Le collaborateur du dépôt de Wabern est désigné comme *aide du dépôt* : il constitue une ressource externe au sous-secteur et n’intervient que pour les sites nécessitant une présence simultanée de deux collaborateurs.

### 6.2.1 Modèle mathématique - Variante aide du dépôt pour site PSaGA

Cette variante est construite sur la base du modèle présenté à la section 5.3. L’ensemble des variables, paramètres, contraintes et domaines demeurent, sauf information explicite, inchangés. La présente variante de base directement sur le modèle des sous-secteurs, contrairement à la section 6.1, qui se base sur une modélisation spécifique aux binômes de sous-secteurs. La variable de visite  $v_{ird}$  est donc conservée afin de représenter la présence sur un site PSaGA et l’exécution de l’étape exécutée.

Les adaptations apportées à ce modèle portent principalement sur :

- la prise en compte du temps de service et de déplacement du collaborateur du dépôt,
- l’ajout d’un coût pénalisant le recours à une aide externe,
- la limitation des interventions du collaborateur du dépôt aux seuls sites PSaGA (rouges et oranges).

### 6.2.1.1 Fonction objectif

Par rapport à la fonction objectif décrite dans l'optimisation des sous-secteurs (équation 5.1), le critère de minimisation du nombre de sous-secteurs supplémentaires est désactivé. Les pondérations  $\lambda_1$ ,  $\lambda_2$  associées respectivement au nombre de jours actifs et au temps total de déplacement sont conservées.

Un critère supplémentaire est introduit afin de pénaliser le recours à un collaborateur du dépôt. Ce critère correspond à la minimisation du nombre de jours durant lesquels une aide externe est mobilisée.

A cet effet, une variable binaire  $a_{rd}^{\text{dep}}$  indiquant si un collaborateur du dépôt (*aide du dépôt*) est introduite pour accompagner le sous-secteur  $r$  le jour  $d$ . Cette variable permet de comptabiliser, dans la fonction objectif, le nombre total de jours durant lesquels une aide externe est mobilisée. Elle est définie comme suit :

$$a_{rd}^{\text{dep}} = \begin{cases} 1 & \text{si l'aide du dépôt intervient pour le sous-secteur } r \in R \text{ le jour } d \in D \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

La fonction objectif s'écrit alors :

$$\min \lambda_1 \cdot \underbrace{\sum_{r \in R} \sum_{d \in D} y_{rd}}_{\text{Nombre de jours actifs}} + \lambda_2 \cdot \underbrace{\sum_{r \in R} \sum_{d \in D} \sum_{\substack{u \in N \\ v \in N \\ u \neq v}} \tau_{uv} \cdot (x_{uvrd}^{\text{chain}} + x_{uvrd}^{\text{intra}})}_{\text{Temps total de déplacement}} + \lambda_4 \cdot \underbrace{\sum_{r \in R} \sum_{d \in D} a_{rd}^{\text{dep}}}_{\text{Nombre de jours avec le support d'un aide}} \quad (6.56)$$

Le principal critère à minimiser est le nombre de jours durant lesquels un collaborateur du dépôt intervient. La pondération  $\lambda_4$  est fixée à une valeur suffisamment élevée afin d'imposer la priorité sur ce critère; elle est définie comme :  $\lambda_4 = |R|^2 \cdot |D|^2 \cdot |I|^2$

### 6.2.1.2 Contraintes de durée de travail de l'aide du dépôt

L'objectif de cette section est de modéliser le temps de travail journalier de l'*aide du dépôt*, en tenant compte :

- de l'ordre de visite des sites PSAgA,
- des trajets dépôt-PSAgA et PSAgA-PSAgA,
- du temps de service lié aux étapes réalisées sur les sites,
- des plafonds journaliers spécifiques aux journées PSAgA.

Le temps total imputé à l'*aide du dépôt* du sous-secteur  $r$  le jour  $d$  par une variable continue est modélisée :

$$T_{rd}^{\text{dep}} \in \mathbb{R}_+ = \text{Temps total imputé à l'aide du dépôt du sous-secteur } r \in R \text{ le jour } d \in D$$

Cette variable ne doit être active que lorsque le sous-secteur  $r$  fait appel à un collaborateur du dépôt le jour  $d$ . L'activation de la durée de travail de l'aide du dépôt est donc conditionnée par la variable binaire  $a_{rd}^{\text{dep}}$  introduite dans la fonction objectif, qui indique si une aide externe intervient ce jour-là.

$$\text{si } a_{rd}^{\text{dep}} = 0 \quad \text{alors} \quad T_{rd}^{\text{dep}} = 0 \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.57)$$

**Linéarisation par Big- $M$**  La variable  $T_{rd}^{\text{dep}}$  étant déjà contrainte à être non négative, il suffit d'imposer une borne supérieure conditionnelle. Une constante Big- $M$ , notée  $M_{\text{time}} = H_{\text{max}}$  est utilisée, correspondant à une borne supérieure sûre du temps journalier maximal. La condition (6.57) est alors linéarisée par Big- $M$  :

$$T_{rd}^{\text{dep}} \leq M_{\text{time}} \cdot a_{rd}^{\text{dep}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.58)$$

**Définition des arcs entrants/sortants entre PSAGA**

Dans le calcul du temps de déplacement de l'aide, on s'intéresse uniquement à l'ordre de passage des sites PSAGA au cours d'une journée. L'ordre des visites des sites PSAGA est hérité de la tournée journalière du sous-secteur responsable et est décrit par les arcs intra-journaliers  $x_{ijrd}^{\text{intra}}$  reliant deux sites PSAGA consécutifs. Afin d'identifier la position d'un site PSAGA dans cette sous-séquence, le nombre d'arcs entrants et sortants reliant ce site à d'autres sites PSAGA est défini.

$$\alpha_{ird}^{\text{in}} = \sum_{\substack{j \in I_{\text{PSAGA}} \\ j \neq i}} x_{jird}^{\text{intra}} \quad \forall i \in I_{\text{PSAGA}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.59)$$

$$\alpha_{ird}^{\text{out}} = \sum_{\substack{j \in I_{\text{PSAGA}} \\ j \neq i}} x_{ijrd}^{\text{intra}} \quad \forall i \in I_{\text{PSAGA}}, \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.60)$$

Intuitivement :

- si un site PSAGA  $i$  est le *premier* visité ce jour-là, alors il ne reçoit aucun arc entrant depuis un autre site PSAGA ( $\alpha_{ird}^{\text{in}} = 0$ ),
- s'il est le *dernier* site PSAGA visité ce jour-là, alors il ne possède aucun arc sortant vers un autre site PSAGA ( $\alpha_{ird}^{\text{out}} = 0$ ),
- les sites *intermédiaire* possèdent exactement un arc entrant et un arc sortant.

**Temps de trajet dépôt–PSAGA en respectant l'ordre PSAGA**

Dès que l'ordre des sites PSAGA a été identifié, le temps de déplacement du collaborateur du dépôt est déterminé. On note  $t_{uv}$  le temps de trajet entre deux noeuds  $u$  et  $v$  (dépôt inclus), et  $i_{\text{DEPOT}}$  le dépôt.

**Dépôt → premier PSAGA** Le terme  $(v_{ird} - \alpha_{ird}^{\text{in}})$  vaut 1 uniquement pour le premier site PSAGA de la journée, ce qui sélectionne exactement un trajet dépôt → PSAGA.

Le premier PSAGA de la journée est celui qui est présent ( $v_{ird} = 1$ ) et ne reçoit aucun arc en provenance d'un autre PSAGA ( $\alpha_{ird}^{\text{in}} = 0$ ). Le coût correspondant s'écrit :

$$T_{rd}^{\text{dep} \rightarrow \text{first}} = \sum_{i \in I_{\text{PSAGA}}} t_{i_{\text{DEPOT}}, i} (v_{ird} - \alpha_{ird}^{\text{in}}) \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.61)$$

**Trajets entre PSAGA successifs** Cette composante additionne les temps de déplacement entre sites PSAGA consécutifs dans la sous-séquence journalière.

$$T_{rd}^{\text{between}} = \sum_{i \in I_{\text{PSAGA}}} \sum_{\substack{j \in I_{\text{PSAGA}} \\ j \neq i}} t_{ij} x_{ijrd}^{\text{intra}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.62)$$

**Dernier PSAGA → dépôt** De manière symétrique, le dernier site PSAGA est celui pour lequel  $\alpha_{ird}^{\text{out}} = 0$ , ce qui permet d'identifier le trajet retour vers le dépôt. Le coût est :

$$T_{rd}^{\text{last} \rightarrow \text{dep}} = \sum_{i \in I_{\text{PSAGA}}} t_{i, i_{\text{DEPOT}}} (v_{ird} - \alpha_{ird}^{\text{out}}) \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.63)$$

**Temps total de déplacement du collaborateur du dépôt** Il est regroupé :

$$T_{rd}^{\text{travel}} = T_{rd}^{\text{dep} \rightarrow \text{first}} + T_{rd}^{\text{between}} + T_{rd}^{\text{last} \rightarrow \text{dep}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.64)$$

### Temps de service sur PSAgA

Lorsque le collaborateur du dépôt accompagne un sous-secteur sur un site PSAgA, il est présent pour les trois étapes (installation, contrôle et récupération). Le temps de service correspondant doit donc être comptabilisé dans sa durée journalière.

Le temps de service journalier sur les PSAgA est :

$$T_{rd}^{\text{serv}} = \sum_{i \in I_{\text{PSAgA}}} \left( (a^{\text{inst}} + a_{\text{PSAgA}}^{\text{inst}}) \cdot y_{ird}^{\text{inst}} + (a^{\text{ctrl}} + a_{\text{PSAgA}}^{\text{ctrl}}) \cdot y_{ird}^{\text{ctrl}} + (a^{\text{rec}} + a_{\text{PSAgA}}^{\text{rec}}) \cdot y_{ird}^{\text{rec}} \right) \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.65)$$

### Définition du temps du collaborateur du dépôt

Le temps journalier du collaborateur du dépôt est défini comme la somme du temps de déplacement entre sites PSAgA et du temps de service correspondant. Ce temps n'est comptabilisé que les jours où une intervention PSAgA est planifiée ( $z_{rd}^{\text{PSAgA}} = 1$ ) et il est alors borné par une durée maximale journalière.

Le temps total du collaborateur du dépôt est la somme *trajet (ordre PSAgA) + service* :

$$T_{rd}^{\text{dep}} = T_{rd}^{\text{travel}} + T_{rd}^{\text{serv}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.66)$$

De plus, il est borné par la durée maximale journalière :

$$T_{rd}^{\text{dep}} \leq H_{\text{max}} \cdot z_{rd}^{\text{PSAgA}} \quad \forall r \in R, \forall d \in D \quad (6.67)$$

## 6.3 Regroupement final des sous-secteurs

Suite aux étapes décrites aux sections 6.1 et 6.2, tous les sous-secteurs avec des sites PSAgA ont été traités, soit par la formation de binômes compatibles, soit par le support d'un collaborateur du dépôt.

Les sous-secteurs avec uniquement des sites standards ou ceux qui ont nécessité une aide du dépôt doivent encore être regroupés afin de former des secteurs exploitables, correspondant à deux collaborateurs de terrain sur une semaine de campagne.

Le regroupement présenté dans cette section, qui est résolu avec le solveur CBC, vise à associer ces sous-secteurs par paire, en privilégiant la proximité géographique et garantissant qu'un sous-secteur n'appartienne qu'à un seul secteur. Lorsque le nombre de sous-secteurs à regrouper est impair, un secteur est constitué d'un seul sous-secteur.

### 6.3.1 Prétraitement - Détermination des médoïdes

Chaque sous-secteur est représenté par un médoïde, choisi comme le site le plus central du sous-secteur, c'est-à-dire celui minimisant la somme des temps de trajet vers l'ensemble des sites du sous-secteur considéré.

Soit  $I_r$  l'ensemble des sites appartenant au sous-secteur  $r$ . Le médoïde  $m_r$  est défini par :

$$m_r = \arg \min_{i \in \mathcal{V}} \sum_{j \in \mathcal{V}} T_{ij} \quad (6.68)$$

Le recours à un médoïde plutôt qu'à un centre de gravité permet de représenter chaque sous-secteur par un site existant, évitant ainsi l'introduction de points fictifs et garantissant que les temps de trajet utilisés correspondent à des trajets routiers effectivement calculés.

### 6.3.2 Modèle mathématique - Regroupement par paires

Le regroupement des sous-secteurs est formulé comme un problème d'affectation par paire. Chaque sous-secteur doit être associé à un autre sous-secteur afin de former un secteur et l'objectif est de minimiser la distance entre les sous-secteurs regroupés, définie comme le temps de trajet entre leurs médoïdes respectifs.

#### Ensembles et paramètres

- $\mathcal{S} = \{1, \dots, n\}$  : ensemble des sous-secteurs
- $c_{ij}$  : temps de trajet entre les médoïdes des sous-secteurs  $i$  et  $j$ , avec  $i \neq j$
- $K = \lfloor \frac{n}{2} \rfloor$  : nombre total de binômes à créer

#### Variable de décision

$$x_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{si les sous-secteurs } i \text{ et } j \text{ sont regroupés} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad \forall i < j, \forall i, j \in \mathcal{S}$$

#### 6.3.2.1 Fonction objectif

La fonction objectif minimise la somme des temps de déplacement entre les médoïdes des sous-secteurs regroupés en binômes.

$$\min \sum_{i < j} c_{ij} x_{ij} \quad i, j \in \mathcal{S}$$

#### 6.3.2.2 Contraintes

**Unicité d'affectation** Cette contrainte garantit qu'un sous-secteur ne peut appartenir qu'à un seul binôme.

$$\sum_{\substack{j \in \mathcal{S} \\ j \neq i}} x_{\min(i,j), \max(i,j)} \leq 1 \quad \forall i \in \mathcal{S} \quad (6.69)$$

**Nombre de binômes** Cette contrainte impose la formation d'exactly  $K = \lfloor n/2 \rfloor$  binômes.

$$\sum_{i < j} x_{ij} = K \quad \forall i, j \in \mathcal{S} \quad (6.70)$$

## 6.4 Contraintes non modélisées pour les secteurs

Cette section recense les contraintes opérationnelles identifiées lors de l'analyse du problème, mais qui n'ont pas été intégrées explicitement dans le modèle d'optimisation.

### 6.4.1 Contraintes non modélisées - Général

#### 6.4.1.1 Besoin d'un aide pour un point particulier

Dans la modélisation, aucune distinction n'est faite entre les points PSAGA rouges et oranges. Tous ces points sont planifiés avec la présence de deux personnes. D'un point de vue opérationnel, les points rouges requièrent toujours deux intervenants. Les points oranges sont également planifiés avec deux personnes, bien que cette aide supplémentaire puisse ne pas être nécessaire, dans la pratique, selon les conditions météorologiques, les facteurs naturels ou l'expérience du collaborateur affecté. Ce choix de modélisation permet de garantir la faisabilité de toutes les interventions, générant une exagération potentielle des ressources pour certains points oranges.

## **6.4.2 Contraintes non modélisées pour les binômes - Limites**

### **6.4.2.1 Limite liée au nombre de sous-secteurs évalués**

Le modèle d'évaluation d'un binôme PSAgA (section 6.1) est appliqué uniquement à des ensembles de deux sous-secteurs. Ce choix permet d'analyser de manière ciblée la faisabilité et les coûts associés à un binôme donné. Toutefois, il pourrait être, pertinent d'élargir l'évaluation à un ensemble de trois sous-secteurs qui nécessiterait l'intervention simultanée de 3 collaborateurs avec 3 véhicules. Une telle approche permettrait de gagner en flexibilité pour les sites PSAgA et de mieux répartir leur charge de travail sur 3 sous-secteurs. Cette possibilité n'a pas été testée dans le présent modèle, qui se limite volontairement à l'évaluation de binômes. Elle constitue une piste pour des travaux futurs.

## **6.4.3 Contraintes non modélisées pour le dépôt - Limites**

### **6.4.3.1 Nuitées hors du dépôt**

Le modèle ne prend pas en compte la possibilité de nuitées hors du dépôt pour que le collaborateur du dépôt qui retourne actuellement tous les jours à Wabern, ce qui n'est pas efficient pour les sites éloignés. Une nuitée sur place permettant de réduire les temps de déplacement et la fatigue associée devrait être envisagé.

### **6.4.3.2 Sous-secteur PSAgA sans solution d'aide**

Un sous-secteur avec des sites PSAgA ne peut être couvert ni par un binôme de l'autre sous-secteur, ni par l'aide du dépôt en raison des contraintes du modèle. Aucune solution faisable n'est identifié pour ce sous-secteur. Deux alternatives sont possibles : recours à l'option de la nuitée pour le collaborateur du dépôt ou décharge potentielle de ce sous-secteur en faveur d'un autre sous-secteur.

# Chapitre 7

## Planification

Après avoir déterminé les secteurs, l'objectif est de finaliser les dates d'intervention pour chaque secteur. Ce chapitre décrit les éléments à prendre en considération dans la planification sont notamment :

- les vacances des collaborateurs
- les jours fériés au niveau cantonal et national
- les manifestations ou toute autre restriction temporelle à l'accessibilité aux sites (eg. les remontées mécaniques)
- l'accessibilité à certains sites (eg. hiver avec la neige)

L'objectif de ce chapitre est de modéliser les différentes contraintes temporelles, puis affecter, via une optimisation, chaque secteur à une semaine du calendrier de la campagne.

La modélisation de ce chapitre n'a pas pu être réalisée par manque de temps.

Une variante manuelle peut, comme à ce jour, être réalisée par swisstopo.



# Chapitre 8

## Evaluation et analyse du prototype

Différents tests ont été réalisés sur la répartition des sites pour les campagnes de 2022 et 2028 sur la base de la planification réalisée par swisstopo et celle de l'outil d'aide à la planification afin de comparer leurs résultats.

La structure des scripts à lancer figure à l'annexe D et les résultats bruts des tests en annexe F.2.

Les résultats dépendent également des paramètres de configuration du solveur Gurobi et des paramètres d'optimisation, quels que soient les tests effectués. Comme noté dans la documentation de Gurobi (Is Gurobi deterministic?, 2025), un calcul qui est lancé 2 fois avec les mêmes paramètres, peut générer des résultats différents. Gurobi a été conçu comme étant déterministe au sens algorithmique, l'utilisation de paramètres dépendant du temps ou d'une résolution avec *multi-thread* peut conduire à des solutions différentes tout en respectant les critères d'arrêts définis.

### 8.1 Données et prétraitements

#### 8.1.1 Jeux de données

La géodatabase de swisstopo, qui regroupe l'ensemble des sites de la campagne de 2022, a été utilisée. Des informations ont été ajoutées notamment pour définir :

- les sites désignés comme un PSAgA,
- les temps supplémentaires pour des raisons d'accessibilité,
- les sites devant être visités le matin,
- les sites ne pouvant pas être visités un jour fixe.

Les attributs utilisés et leur définition sont décrits dans l'annexe C.2. Les informations ajoutées ou modifiées ont été validées par swisstopo afin de disposer d'une base cohérente de données.

 Les sites forcés le matin et les sites PSAgA influencent sensiblement les résultats.

Les caractéristiques des jeux de données de 2022 et 2028 des sites à visiter sont mentionnées dans le tableau 8.1, ainsi que sous forme de cartes (annexes F.1.1 et F.1.2).

	2022	2028	Variation
Nbr de sites	221	223	+2
Sites PSAgA (rouge = 2 collaborateurs obligatoires)	8	3	-5
Sites PSAgA (orange = 2 collaborateurs facultatifs selon appréciation du collaborateur)	0	21	+21
Sites dont la visite doit être effectuée comme premier site du matin	4	4	+0
Site qui ne peut pas être visité un jour de la semaine	1	1	+0
Sites avec un temps supplémentaire en raison de son accessibilité	54	54	+0

TABLEAU 8.1 – Caractéristiques des jeux de données 2022 et 2028

Les deux sites supplémentaires sont dans la région de Genève, au sud-est (*Dardagny et Choulex*).

## 8.1.2 Prétraitement

### 8.1.2.1 Temps de trajets entre les sites

Les temps de trajets entre tous les sites sont calculés pour les jeux de données des campagnes 2022 et 2028 afin d’être utilisés dans le calcul du routing.

### Temps supplémentaire sur les jeux de données 2022 et 2028

Les temps supplémentaire ci-dessous sont valables pour les deux jeux de données 2022 et 2028 et sont pris en considération dans le calcul du routin.

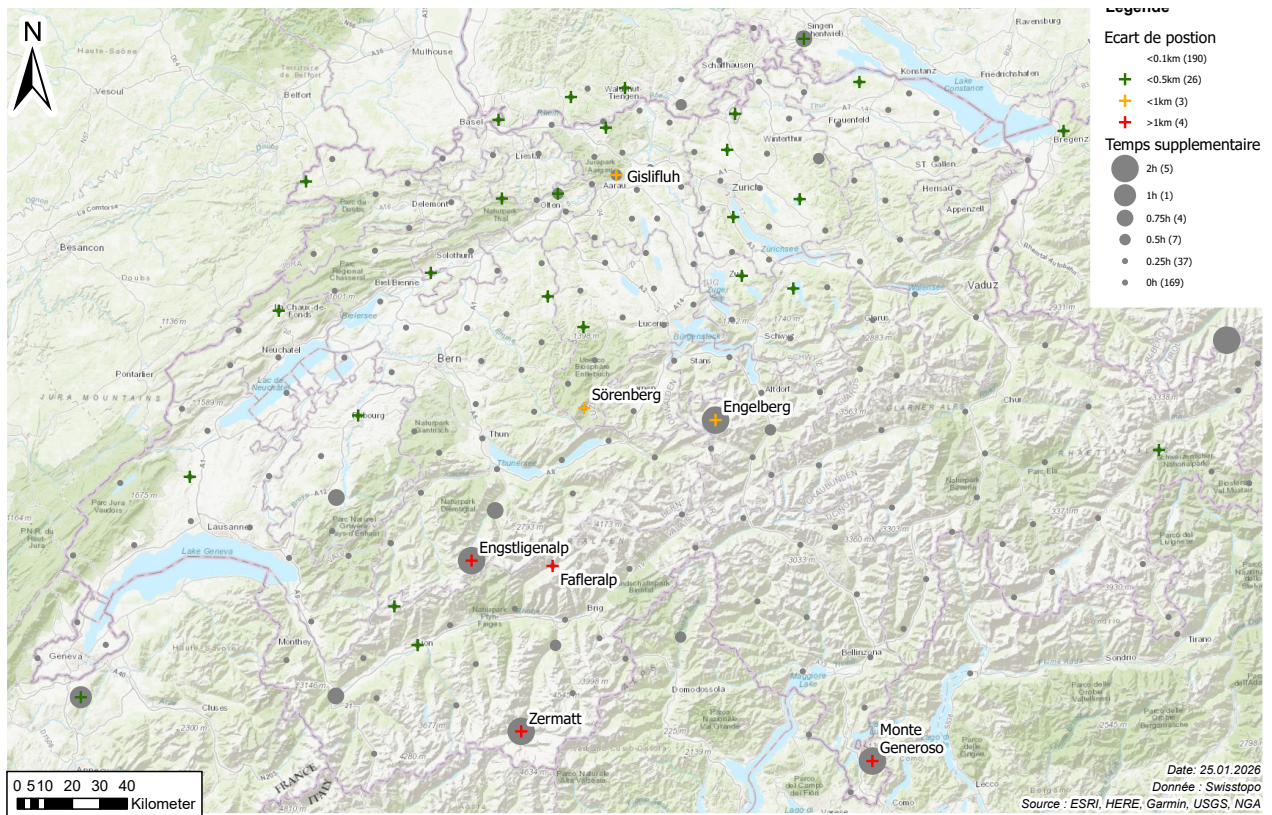


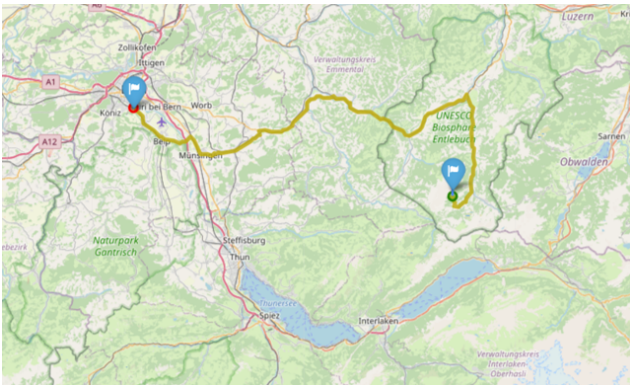
FIGURE 8.1 – Identification des sites présentant des tronçons manquants dans le routage (2028) (*Version haute résolution en annexe F.1.3*)

La majorité des sites avec des distances manquantes sont déjà définis avec un temps supplémentaire, nécessitant des transports supplémentaires (eg. *Zermatt, Monte Generoso*).

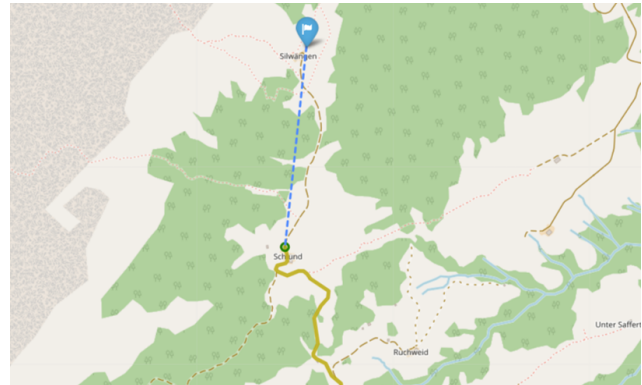
A ce stade, 2 sites ont une distance manquante dans le temps de trajet, dont une distance de 5 km à vol d’oiseau qui est *Fafleralp* et *Sörenberg* qui a une distance de 800 m.

**Fafleralp** Aucun temps supplémentaire n’est indiqué pour *Fafleralp*, qui est un cas particulier (destruction de la route d’accès par l’éboulement de Blatten).

**Sörenberg** Le chemin tout terrain pour *Sörenberg* (figure 8.2) n’a pas été comptabilisé dans le temps de trajet (*attribut du chemin dans OpenStreetMap : motor\_vehicle = no*) (*OpenStreetMap contributors, [s. d.(b)]*). Ce trajet peut être réalisé en voiture (5 minutes selon GoogleMap) avec une autorisation, aucun temps supplémentaire n’a été ainsi appliqué.



(a) Vue générale

(b) Zoom sur le site *Sörenberg*FIGURE 8.2 – Trajet entre *Wabern* - *Sörenberg*

D’autres sites ont également des trajets discontinus, qui sont cependant moindres et qui ont donc été ignorés.

## 8.2 Phase test 1 - Validation sur le jeu 2022 (comparaison swisstopo)

Le jeu de données de 2022 correspond à la dernière campagne nationale de swisstopo, qui est utilisée comme référence pour évaluer l’outil d’aide à la planification. Nous allons dans cette section :

- comparer les résultats de l’outil d’aide à la planification de l’organisation effectuée en 2022 sur le terrain,
- vérifier que la répartition utilisée par swisstopo peut être intégrée dans l’outil de planification en respectant toutes les contraintes modélisées.

Le tableau 8.2 représente les paramètres utilisés pour les différents tests du jeux de données de 2022.

Paramètre	swisstopo	automatique
Nbr total d’antennes	4	4
Nbr maximal de sites par sous-secteur	8	8
Nbr de jours par semaine	6	6
Activation des blocs PSAgA	Oui	Oui
Activation des sites à visiter en priorité le matin	Oui	Oui
Activation de sous-secteurs supplémentaires	Non	Oui
Nbr de sous-secteurs supplémentaires	-	1
Inclusion des sites HFP	Oui	Oui
Règle frontière	Non	Oui
Règle mauvais jours	Non	Oui
Règle cascade	Non	Oui
Nbr d’itération	Non itératif	20
Intervention humaine (modification de l’affectation site → sous-secteur)	Non	Non

TABLEAU 8.2 – Principaux paramètres (2022)

### 8.2.1 Organisation réelle swisstopo (campagne effective)

La planification de la campagne de 2022 par swisstopo a réparti les sites en sous-secteurs, puis les secteurs sont définis manuellement sur la base des précédentes campagnes, l’expérience des collaborateurs et des critères visuels, tels que les frontières naturelles (massif montagneux, vallée).

### 8.2.2 Prototype appliqué à la répartition swisstopo (Test 3)

La répartition utilisée par swisstopo en 2022 a été introduite dans le prototype (figure 8.3a) afin d’évaluer la cohérence entre les contraintes modélisées et les règles métiers. Les 30 sous-secteurs manuellement définis pas swisstopo sont, dans une première étape, considérés comme une affectation fixe lors de l’optimisation des sous-secteurs. Lors de l’optimisation des secteurs, l’affectation des sites est restée fixe aux sous-secteurs à l’exception des sites PSAgA (qui peuvent changer de sous-secteur à l’intérieur du secteur). Cette hypothèse a été retenue seulement pour cette configuration du jeu de données de swisstopo.

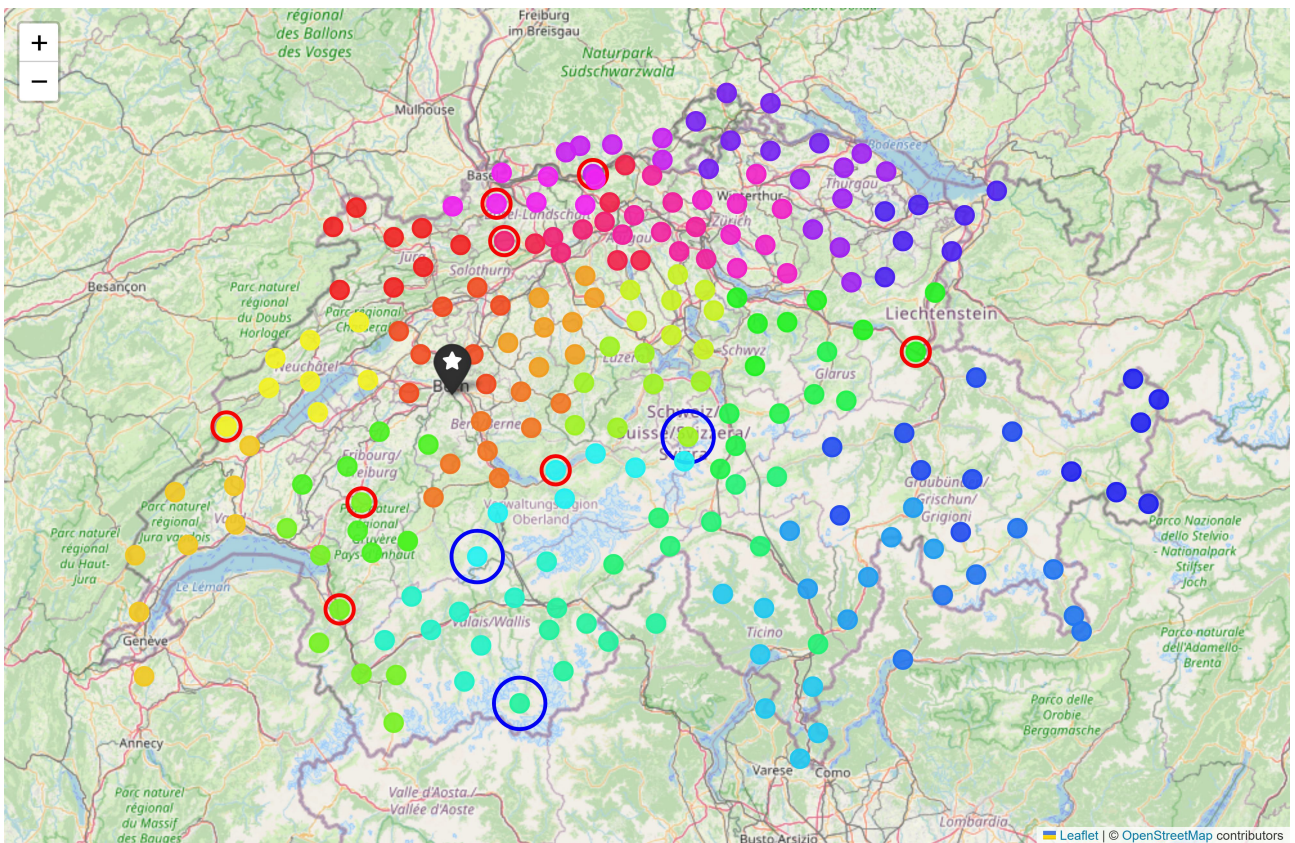
#### 8.2.2.1 Limites constatées

En conservant la répartition de swisstopo (figure 8.3a), ainsi qu’en utilisant les contraintes modélisées et les caractéristiques définies aux sites, aucune solution n’a pu être retenue. Ce résultat est dû notamment au sous-secteur situé au sud de la Suisse (région du Tessin) avec le site *Monte Genereso*, qui est soumis à la contrainte de la visite du matin. Cette contrainte a dû être désactivée uniquement pour ce site afin d’obtenir un résultat sans modifier la répartition spatiale initiale. Le modèle de planification appliqué à la répartition de swisstopo est ainsi plus strict que la réalité du terrain (soit par l’affectation des caractéristiques du site du matin, soit par les temps de trajet prudemment estimés).

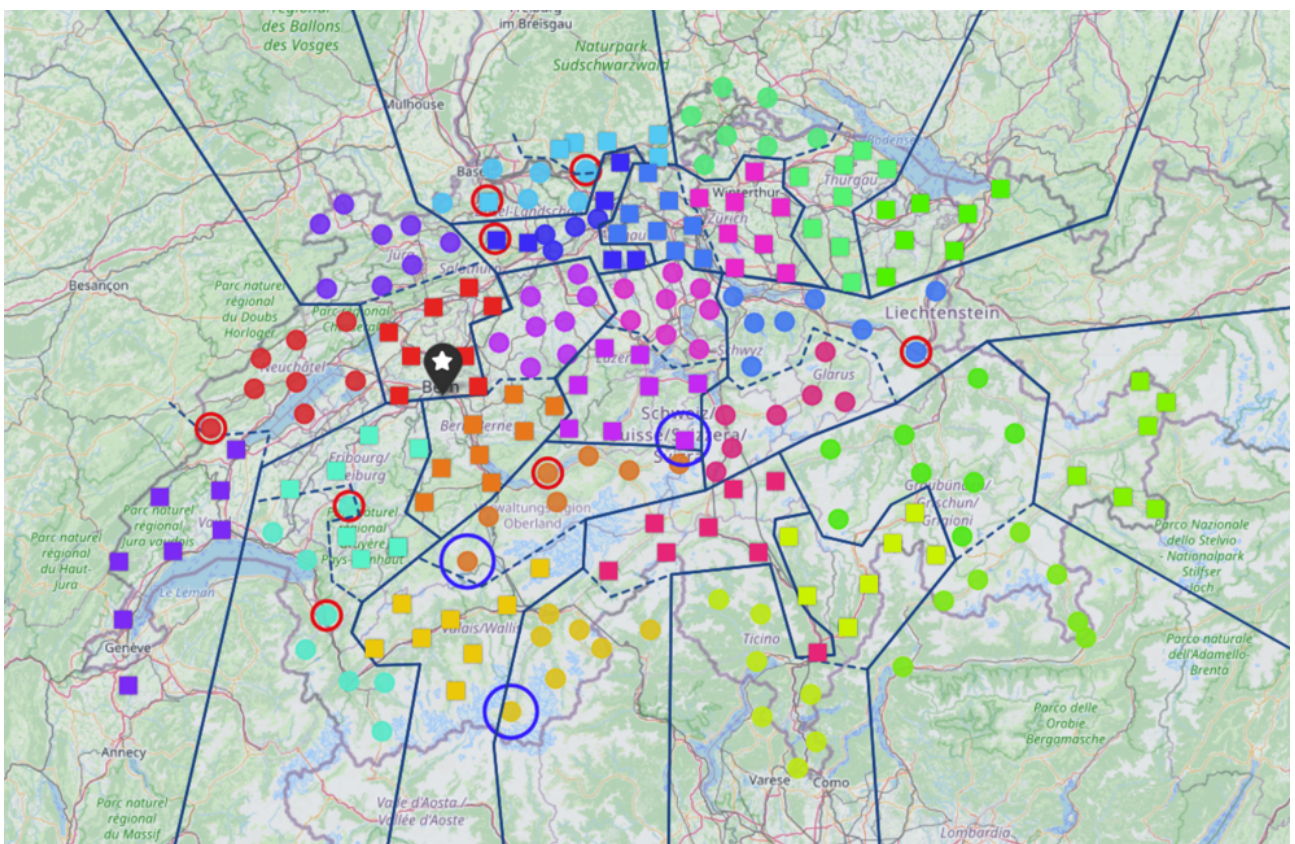
### 8.2.2.2 Résultats

Le tableau 8.4 mentionne les résultats obtenus. La figure 8.3b représente les secteurs finaux qui ont été réalisés sur la base des sous-secteurs.

Afin de valider le prototype au niveau des résultats, une tournée d'un sous-secteur de la région du Jura a été manuellement reproduite afin de valider que les valeurs sont cohérentes. Sur une tournée d'environ 40 h de travail (temps de service + trajet), un écart de moins de 2 h est constaté. Cette différence est due au temps de trajet qui ont été calculés sur la base de deux outils différents (Google Map pour la tournée faite à la main et OpenStreetMap pour celle du prototype) et dont le routage est différent. Dans le cadre de notre outil d'aide à la planification, ces résultats sont validés. Le fichier des résultats est en annexe F.2.0.



(a) Affectation des sites aux sous-secteurs (selon la répartition de swisstopo) (couleur = sous-secteur)



(b) Répartition finale des secteurs (couleur = secteurs, forme = sous-secteur, trait = secteurs réel 2022)

FIGURE 8.3 – Test 3 - Répartition des sites (2022 - Swisstopo) - (cercle rouge = PSAgA, cercle bleu = Site du matin) - Version haute résolution en annexe F.2.3

### 8.2.3 Prototype avec répartition optimisée (Test 1 et 2) - Automatique

L'objectif de ce test est d'évaluer la capacité du prototype à effectuer, sans intervention humaine, une répartition des sites en sous-secteurs, puis en secteurs sur la base du jeu de données 2022. L'objectif est de vérifier la capacité de l'outil à produire une solution fiable sur la base d'un jeu de contraintes.

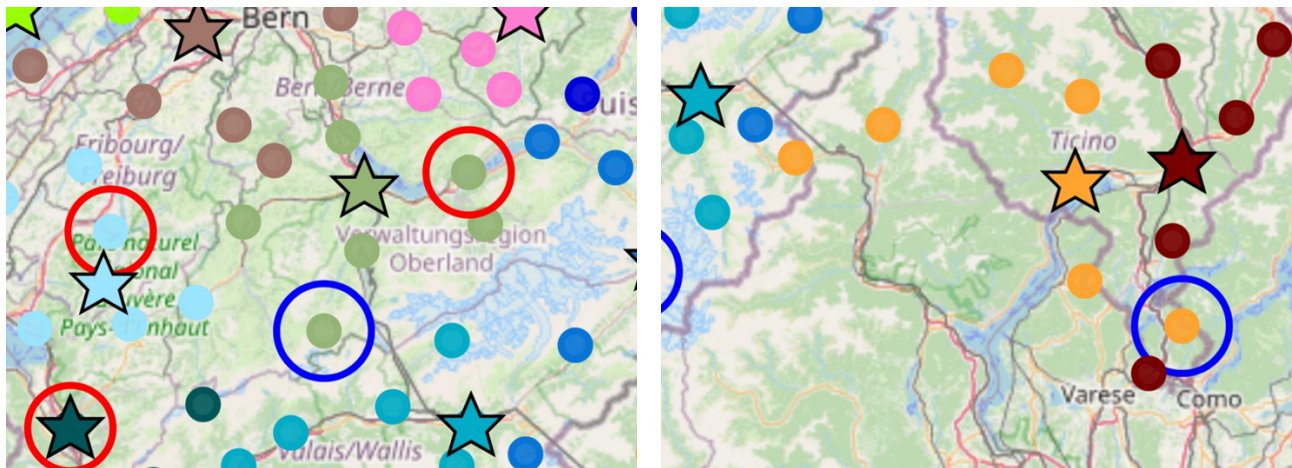
Une première tentative avec 28 sous-secteurs n'a permis d'obtenir aucune solution, en raison de sous-secteurs avec de nombreuses contraintes, telles que la présence élevée de sites PSAgA ou de sites visités le matin dans des sous-secteurs déjà chargés. Par conséquent, un sous-secteur supplémentaire (29 sous-secteurs au total) a été intégré afin de résoudre la problématique et avoir une solution faisable.

#### 8.2.3.1 Sous-secteurs problématiques et ajustements

Le tableau 8.3 regroupe les principaux cas et les adaptations effectuées.

Sous-secteur	Région	Cause principale de l'infaisabilité	Action
r14	Spiez (BE)	Sous-secteur fortement chargé, présence de sites PSAgA et sites du matin rendant la semaine non planifiable sous contraintes.	Ajout d'un sous-secteur supplémentaire
r7	Locarno (TI)	Sous-secteur fortement chargé, contraintes matin limitant la flexibilité et conduisant à un dépassement des contraintes.	(passage à 29)

TABLEAU 8.3 – Principaux sous-secteurs infaisables observés sur le jeu 2022 et ajustements appliqués



(a) Vue sur la région de Spiez (r14 = vert clair)

(b) Vue sur la région de Locarno (r7 = orange)

FIGURE 8.4 – Répartition initiale des sites au sous-secteur *couleur = sous-secteur, étoile = médaille* - Version complète en annexe F.2.1

#### 8.2.3.2 Interprétation de la répartition automatique de l'affectation initiale des sites en sous-secteurs

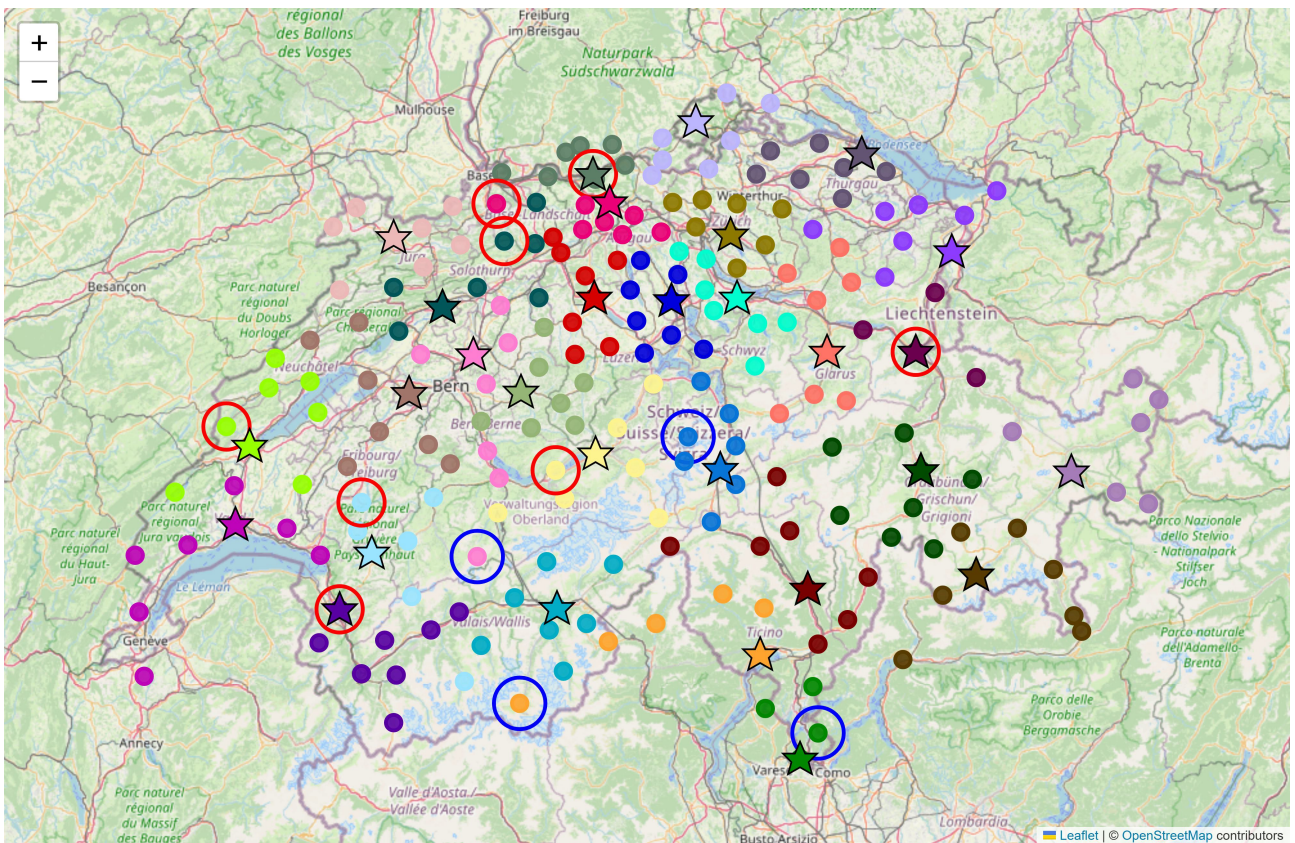
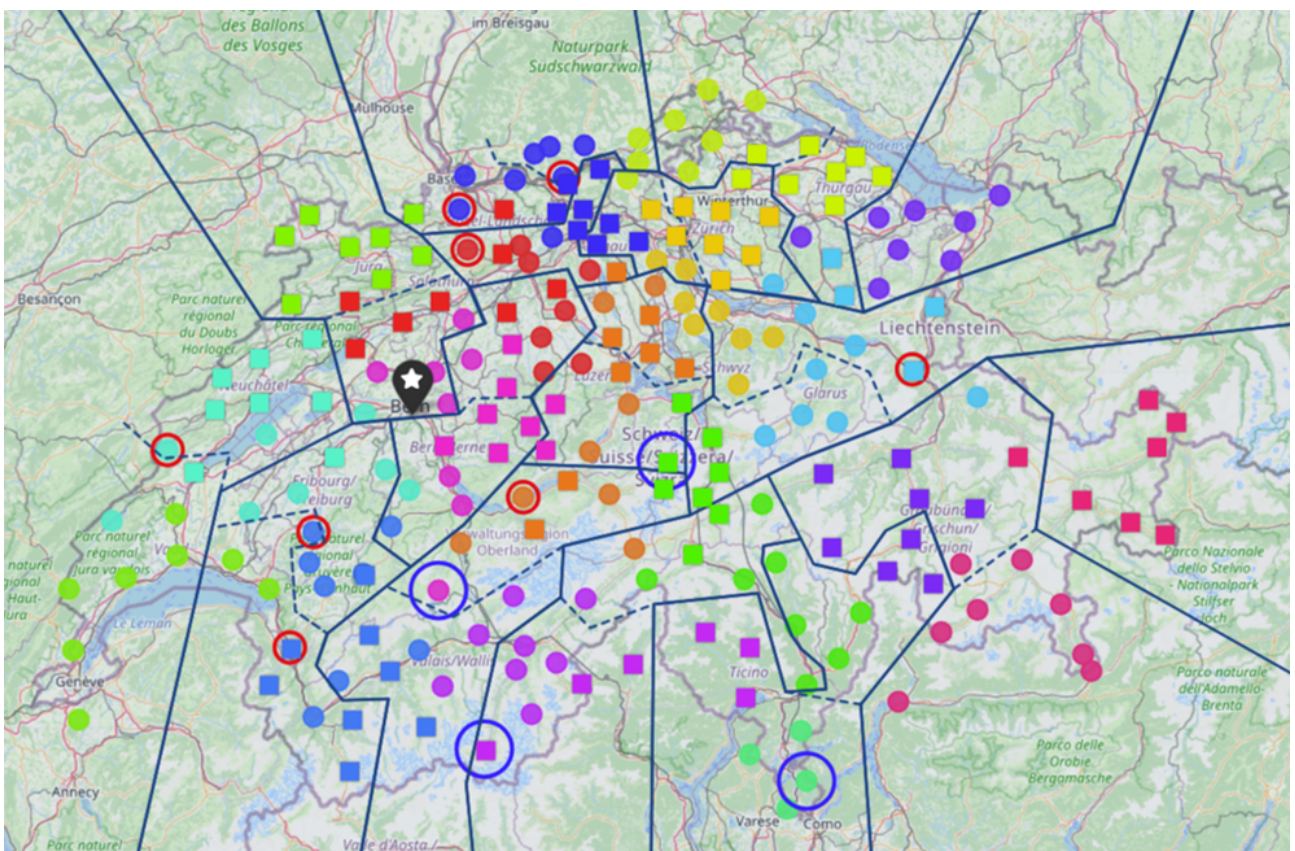
La répartition automatique via la méthode k-medoids avec contrainte de capacité génère une configuration moins homogène sur le plan spatial que celle issue de la planification manuelle, en raison de sa logique d'optimisation (figure 8.5a).

- **Capacité des sous-secteurs** : Certains sous-secteurs ont une capacité non saturée et des temps de trajets relativement faibles, comme la région du sud du Tessin (sous-secteur vert - r2), dont la configuration géographique isolée explique cette situation.

- **Centre temporel** : Le centre temporel d'un sous-secteur ne correspond pas nécessairement à son centre géographique. Dans la région du Bas-Valais (sous-secteur violet - r28), le médoïde sélectionné correspond au site de *St-Triphon*. Le choix de *St-Triphon* et non de *Martigny* comme médoïde du sous-secteur est dû au surcoût pour y accéder et par la pénalité d'1.0 h de trajet supplémentaire. Ce constat montre l'influence du temps supplémentaire sur les résultats de cette répartition.
- **Répartition homogène** : La répartition géographique est moins homogène comme dans la région du Pays d'Enhaut (sous-secteur cyan - r25). Des sites éloignés (*Col du Sanetsch* et *Les Haudères*) sont rattachés au même sous-secteur, en raison de l'utilisation de la méthode k-medoid avec contrainte de capacité. L'objectif du modèle est de minimiser le temps de trajet vers les médoïdes, en respectant une capacité maximale par sous-secteur. Ainsi, lorsque la capacité d'un sous-secteur est atteinte, certains sites proches du médoïde peuvent être affectés à un autre sous-secteur, qui est plus éloigné géographiquement et qui reste cependant acceptable du point de vue du temps et du coût de trajet. Des zones de transition sont ainsi générées dans lesquelles plusieurs sous-secteurs peuvent exister sans entraîner une dégradation globale.

### 8.2.3.3 Résultats

Une solution a été obtenue pour la répartition des sous-secteurs et des secteurs. Le tableau 8.4 mentionne les résultats. La figure 8.5b représente le résultat avec l'optimisation des secteurs.

(a) Répartition initiale des sites aux sous-secteurs (*couleur = sous-secteur, étoile = médoïde*)(b) Répartition finale des secteurs (*couleur = secteur, forme = sous-secteur, trait = secteur réel 2022*)FIGURE 8.5 – Test 2 - Répartition des sites (2022 - Automatique) - (*cercle rouge = PSAgA, cercle bleu = Site du matin*) - Version haute résolution en annexe F.2.2

## 8.2.4 Analyse des résultats et leur comparaison

### 8.2.4.1 Comparaison

La campagne effective 2022 de swisstopo (214 jours), celle de swisstopo selon la planification du prototype (177 jours) et celle selon la planification automatique (170 jours) sont comparées dans le tableau 8.4.

Indicateur	effective	swisstopo	automatique
Nbr de secteurs	15	15	15
Nbr de sous-secteurs	30	30	29
Nbr total de jours	214	177	170
Nbr total d'heures	inconnu	1512	1462
Distance totale parcourue [km]	35 465	34 623	31 714
Nbr de secteur avec aides dépôt	2	0	0
Nbr de secteur sans aides dépôt et binômes	0	0	0
Nbr de secteurs binômes	4	6	6
Nbr de nuits	inconnu	147	141
Durée du calcul [min]	-	15	190
Machine de calcul	-	Laptop	Laptop
Intervention manuelle	Oui	Non	Non
Caractéristiques par défaut conservé	Oui	Non	Oui

TABLEAU 8.4 – Comparaison entre la campagne effective, la répartition de swisstopo (Test 3) et celle du prototype (Test 2) (2022)

Les 214 jours effectués lors de la campagne effective de 2022 sont répartis ainsi :

- la campagne ordinaire de 175 jours (26 semaines à 6 jours, 3 semaines à 5 jours et 1 semaine à 4 jours) selon le planning de swisstopo (Swisstopo, 2022),
- la 16ème semaine de 7 jours (1 collaborateur pendant 4 jours et 1 collaborateur pendant 3 jours) selon le planning de swisstopo (Swisstopo, 2022), en raison des conditions météorologiques durant la campagne ordinaire,
- la formation de 3 nouveaux collaborateurs pendant 9 jours (sous-section 1.2.5),
- l'intervention d'un stagiaire pendant 5 jours (sous-section 1.2.5),
- l'implication de 2 collaborateurs du dépôt pendant 6 jours (sous-section 1.2.5),
- un solde non expliqué de 12 jours.

Durant la campagne effective de 2022, la formation de nouveaux collaborateurs (9 jours), l'intervention d'un stagiaire (5 jours) et les conditions météorologiques nécessitant une 16ème semaine (7 jours) pour un total de 21 jours sont liées à des contraintes organisationnelles ou des imprévus de la campagne 2022. Ces 21 jours sont identifiés et indépendants de l'outil de planification. Ainsi, ces trois éléments ne doivent pas être pris en considération dans la comparaison de la durée des 3 campagnes et doivent être diminués de la base de comparaison des 214 jours de la campagne effective swisstopo. La durée *adaptée* de cette dernière de 193 jours doit être comparée avec les 177, respectivement les 170 jours des 2 campagnes.

### Comparaison entre la campagne effective et la planification du prototype appliqué à la répartition swisstopo

La différence de 16 jours entre la campagne effective swisstopo (193 jours) et la campagne swisstopo selon le prototype (177 jours) est due notamment à l'absence d'intervention de collaborateur du dépôt (6 jours) et au gain d'efficacité de 2 jours liés au changement de 2 sous-secteurs (*Vogelberg et Laufenburg*).

**Constat 1 - Absence du collaborateur du dépôt (6 jours)** Les changements d'affectation des sites et les différents regroupements de sites ont permis, dans la campagne swisstopo selon le prototype, de ne pas avoir besoin des collaborateurs du dépôt, contrairement à la campagne effective 2022 de swisstopo (économie de 6 jours).

**Constat 2 - Adaptation entre sous-secteurs et secteurs (2 jours)** Le nombre de jours a diminué de 2 jours entre l'étape de l'optimisation des sous-secteurs et celle des secteurs, en lien avec un sous-secteur ayant un PSaGA. Le déplacement de certains PSaGA à leur sous-secteur binôme a diminué le nombre total de jours de la campagne.

La figure 8.6 montre que l'affectation du site *Vogelberg*, qui est un PSaGA, a changé de sous-secteur suite à la création des binômes. Le collaborateur du sous-secteur 29 avait besoin de 5 jours pour les 5 sites, dont un PSaGA, car il n'a que 4 antennes disponibles. La diminution du nombre de sites de son sous-secteur permet l'installation des 4 antennes entre le lundi et mardi et le support de son collègue pour le site PSaGA, qui a été transféré du sous-secteur 29 au sous-secteur 30. La tournée du sous-secteur 29 peut être effectuée en 4 jours et non plus en 5 jours. Cette même situation a été constatée pour un autre site *Laufenburg* dans le canton d'Argovie au Nord de la Suisse (PSaGA le plus au nord) (sous-secteurs 25 et 26).

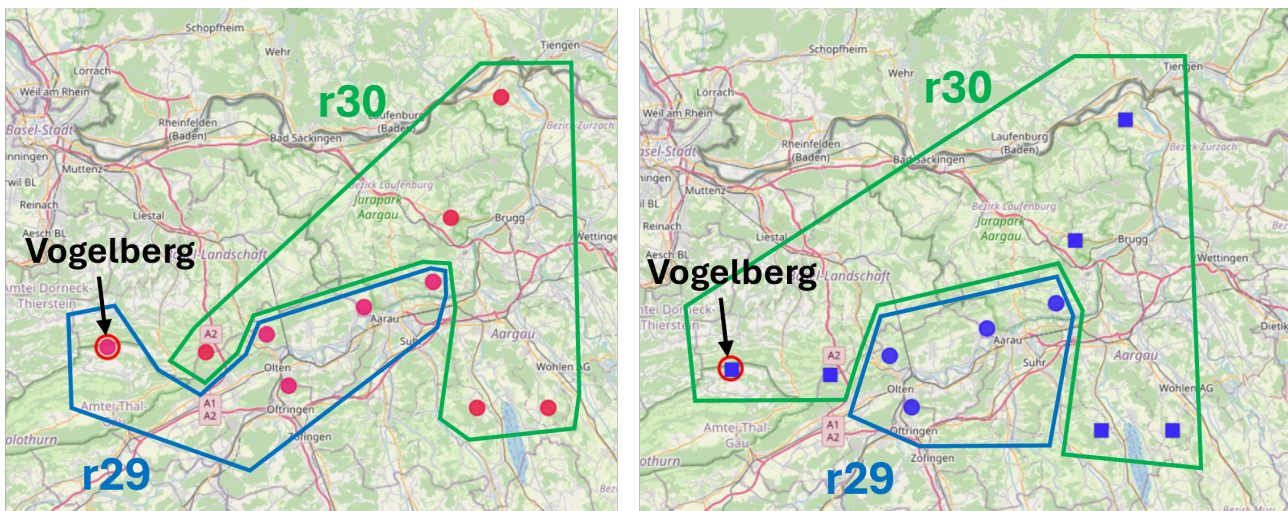


FIGURE 8.6 – Test 3 - Avant (Sous-secteur) VS Après (Secteur)

**Différence non expliquée** Une différence de 8 jours (16 jours moins 6 jours moins 2 jours) entre la campagne effective de swisstopo et celle de swisstopo selon le prototype ne peut pas, en l'état, être expliquée. Pour rappel, la durée totale de la campagne effective de swisstopo de 214 jours inclut un solde non expliqué de 12 jours (cf. ci-dessus).

### Comparaison entre la planification du prototype appliquée à la répartition swisstopo et la planification automatique

Tous les résultats de la planification automatique sont légèrement meilleurs que ceux de la planification du prototype appliqué à la répartition de swisstopo. La planification automatique réduit le nombre de sous-secteurs de 30 à 29 et diminue ainsi le nombre total de sous-secteurs, qui est le principal objectif de l'optimisation. Le nombre total de jours diminue également de 177 à 170 jours, soit 7 jours ou 4 % et celui des heures baissent de 1512 h à 1462 h, soit 50 h ou 3.3 %.

La contrainte d'un site devant être visité le matin a dû, dans la planification du prototype appliquée à la répartition swisstopo, être enlevée.

Les deux solutions (planification du prototype appliquée à la répartition swisstopo et la planification automatique) ne sont pas comparables d'un point de vue spatiale. La répartition des sites par swisstopo se base sur l'expérience des précédentes campagnes et le regroupement de sites en fonction de la proximité géographique. La planification automatique des sites effectuée par le prototype est basée sur les temps de trajet et le respect des contraintes opérationnelles. Ainsi, certains sous-secteurs sont, selon la planification effectuée par le prototype,

spatialement plus étendus ou ne sont pas constitués par des sites géographiquement proches.

Cette non proximité géographique est due à l'optimisation réalisée sur la base du temps de déplacement et non de la distance. Dans certains cas, un site légèrement plus éloigné est affecté à un sous-secteur ayant de la capacité, de préférence à un sous-secteur géographiquement proche, mais déjà complet.

Les contraintes opérationnelles sont respectées, avec une baisse sensible des kilomètres parcourus (de 34 623 km à 31 714 km, soit une diminution de 3000 km et près de 10 %). Cette baisse est due à la diminution du nombre de jour et une planification plus efficace des déplacements. Des temps de trajets plus longs peuvent correspondre à des distances plus faibles en fonction du réseau routier et du relief, ce qui démontre l'importance de l'optimisation sur la base de l'aspect temporel et non spatial.

### Comparaison entre la campagne effective et la planification automatique

La planification automatique a permis de diminuer les 30 sous-secteurs de la campagne 2022 (campagne ordinaire de 175 jours +6 jours d'intervention du collaborateur du dépôt, soit un total de 181 jours) à 29 sous-secteurs (170 jours dont 0 jours d'un collaborateur du dépôt). La diminution d'un sous-secteur a généré une baisse de 11 jours de la campagne ordinaire.

### Synthèse

L'utilisation d'un nouvel outil de planification sur la campagne 2022 de swisstopo permet de diminuer d'une dizaine de jours la durée de la campagne. De plus, la planification automatique de 170 jours a été diminuée de 7 jours de la planification du prototype selon la répartition de swisstopo, ce qui démontre l'efficacité et le potentiel de l'outil de planification.

#### 8.2.4.2 Influence des règles heuristiques

##### Frontières et mauvais jours/jours trop long

Un comportement similaire est constaté pour les ajustements aux frontières des sous-secteurs ou pour les jours surchargés. Le site de *Zermatt* est identifié comme un point frontière (figure 8.7). Il a une meilleure proximité spatiale et un temps moyen de déplacement plus faible vers les sites d'un sous-secteur voisin que vers ceux de son sous-secteur d'origine. Une réaffectation serait ainsi nécessaire à l'échelle locale. Le changement n'a pas, en dépit de la proximité géographique, été retenu, car il entraînerait une augmentation de la durée journalière dans ce sous-secteur et rendrait, selon les contraintes opérationnelles, ce sous-secteur infaisable. Les sites ne doivent pas être automatiquement réaffectés vers les sous-secteurs géographiquement les plus proches. Des contraintes opérationnelles, telles que la charge élevée de certains sous-secteurs, peuvent, à l'échelle de la campagne, limiter les possibilités de changement ou annuler les gains attendus.

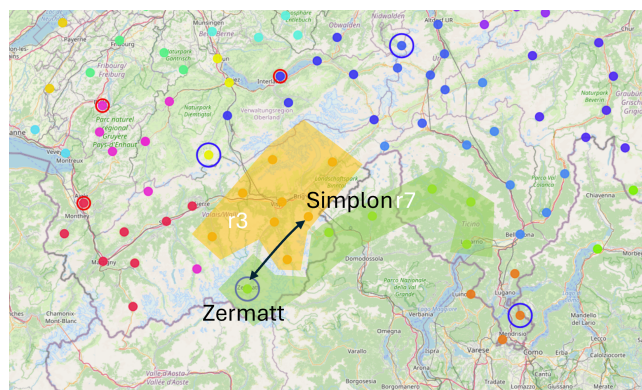


FIGURE 8.7 – Test 2 (automatique) - Exemple de tentative de frontière pour un site entre itération 1 et 2. La flèche représente une frontière soit un échange de site. Bien que la frontière soit réalisable, elle n'est pas retenue.

### Cascade

La règle de cascade a été appliquée aux sous-secteurs présentant les charges les moins élevées. Les sous-secteurs les moins chargés sont identifiés et des tentatives d'assignation des sites candidats à d'autres sous-secteurs sont effectuées sous forme de cascade. Ces solutions ne sont pas prises en considération, car elles conduiraient à une augmentation des heures totales de travail ou ne permettraient pas une réaffectation complète des sites. La figure 8.8 illustre, pour un site donné, un exemple de cascade ayant abouti à une réaffectation complète, qui n'a cependant pas été retenue dans la solution finale, car la solution n'améliorait pas le résultat.

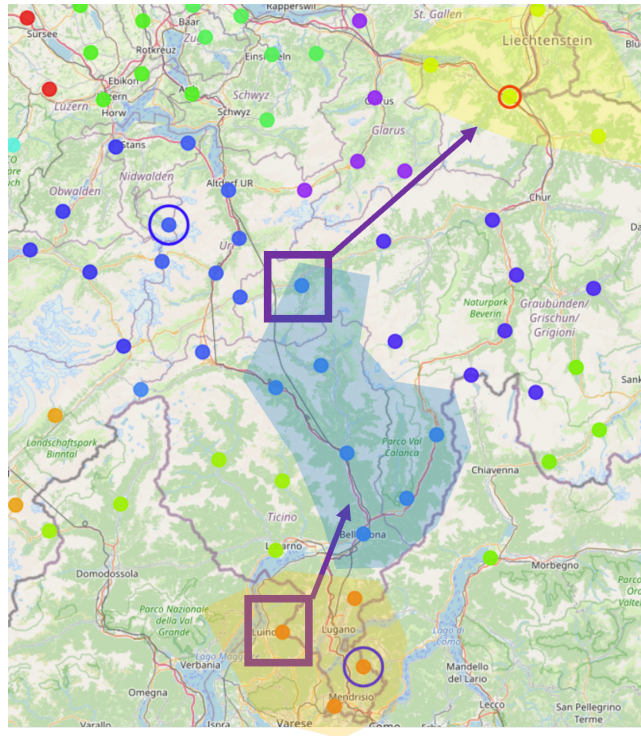


FIGURE 8.8 – Test 2 (automatique) - Exemple de tentative de cascade pour un site entre itération 1 et 2. Les flèches représentent les réaffectations successives entre sous-secteurs. Bien que la cascade soit réalisable, elle n'est pas retenue, car elle augmente le temps total de travail.

#### 8.2.4.3 Limites générales

Les valeurs sont à titre indicatif, car elles dépendent de nombreux facteurs, notamment les trajets estimés via OpenStreetMap, la non prise en compte de certaines contraintes comme l'accessibilité des sites à certaines heures de la journée (par exemple test répartition swisstopo a dû enlever la contrainte sur le site du *Monte Generoso* concernant la visite du matin).

La théorie ne peut pas toujours être strictement appliquée et le collaborateur doit parfois faire face à la réalité du terrain et ce, avec pragmatisme.

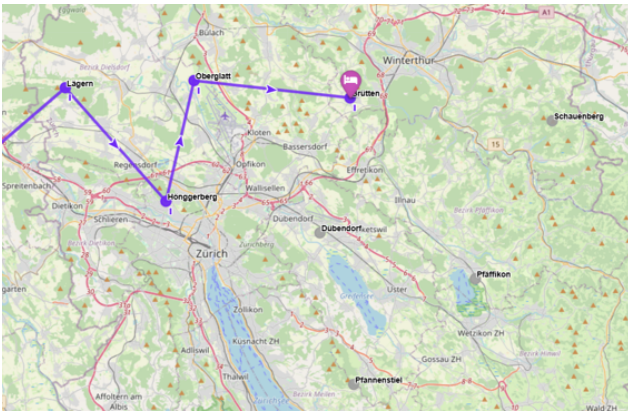
#### 8.2.4.4 Illustration des sorties générées par le prototype

Les éléments suivants sont notamment présentés à but illustratif des exports générés par le prototype. Ces exemples sont créés pour tous les sous-secteurs :

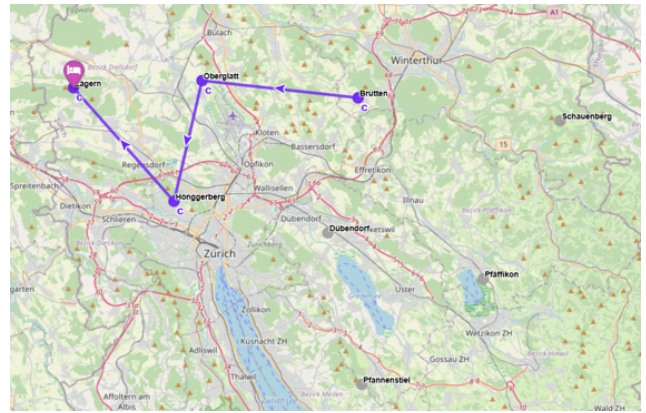
- **Planning hebdomadaire des tournées** (figure 8.9) : représente le planning de la semaine réalisé dans un sous-secteur. Il permet de visualiser l'ordonnancement des sites visités durant la semaine, l'étape réalisée et la région où il dort.
- **Evolution du stock d'antennes** (figure 8.10a) : représente le stock d'antennes durant la semaine. Si une antenne tombe en panne en début de semaine, toute la journée du lundi du sous-secteur devrait être revue et un site ne pourrait pas être visité.
- **Durée journalière de travail** (figure 8.10b) : représente la durée journalière de travail de la semaine afin de déterminer la proportion de temps et des services effectués par jour, ainsi que les journées chargées.

Les constats suivants peuvent être réalisés, avec les exports, sur la base de la répartition automatique (test 2) :

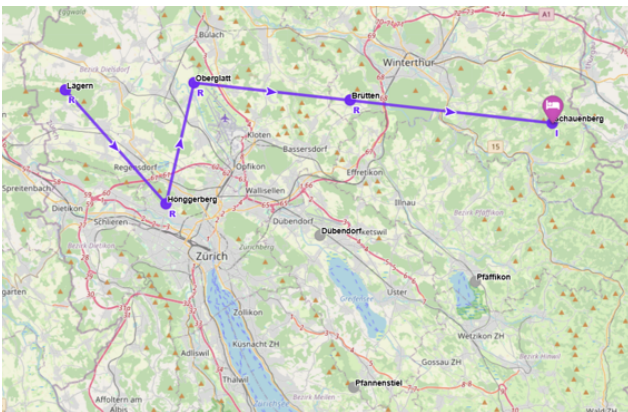
- **Charges de travail**
  - **Journées chargées** : Les journées les plus chargées sont, en général, en milieu de semaine, soit le mercredi ou le jeudi. Ces journées correspondent aux étapes de récupération d'antennes et d'installation sur d'autres sites, avec des trajets.  
Le lundi peut également être un jour chargé pour les sous-secteurs éloignés du dépôt et les sites effectués la journée étant à l'opposé du lieu de départ, soit Waberne (par exemple le sous-secteur 15 qui commence la visite par le site *Piton*).
  - **Journées moins chargées** : A l'inverse, les journées les moins chargées sont, en fonction de la situation géographique du sous-secteur, le mardi, vendredi ou samedi. Si le collaborateur a installé toutes les antennes le lundi, le mardi est moins chargé, avec uniquement des contrôles, qui nécessitent moins de temps et sans avoir à effectuer le trajet du dépôt au sous-secteur.
  - **Indicateur moyen** : Un collaborateur travaille, en moyenne sur l'ensemble de la campagne, 8.5 h par jour, dont plus de 3 h de trajet, ce qui génère une fatigue et un stress à prendre en considération.



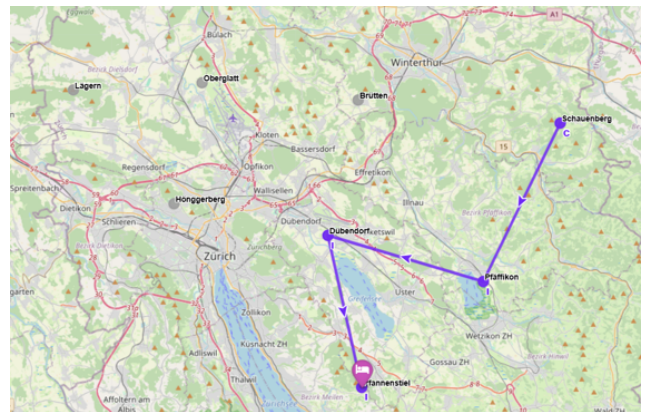
(a) Planing du lundi, soit le jour 0



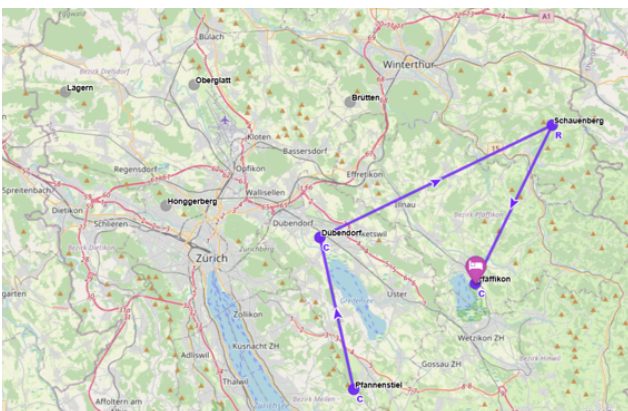
(b) Planing du mardi, soit le jour 1



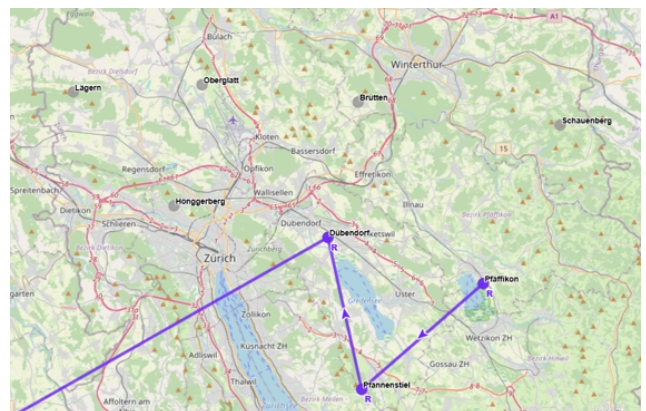
(c) Planing du mercredi, soit le jour 2



(d) Planing du jeudi, soit le jour 3

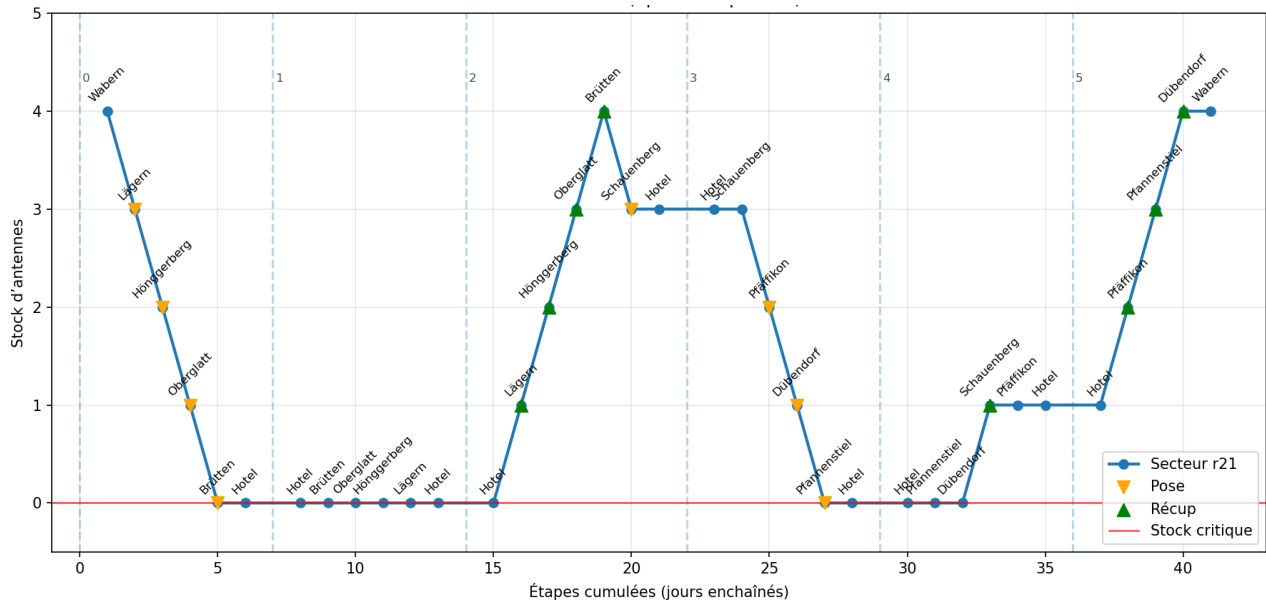


(e) Planing du vendredi, soit le jour 4

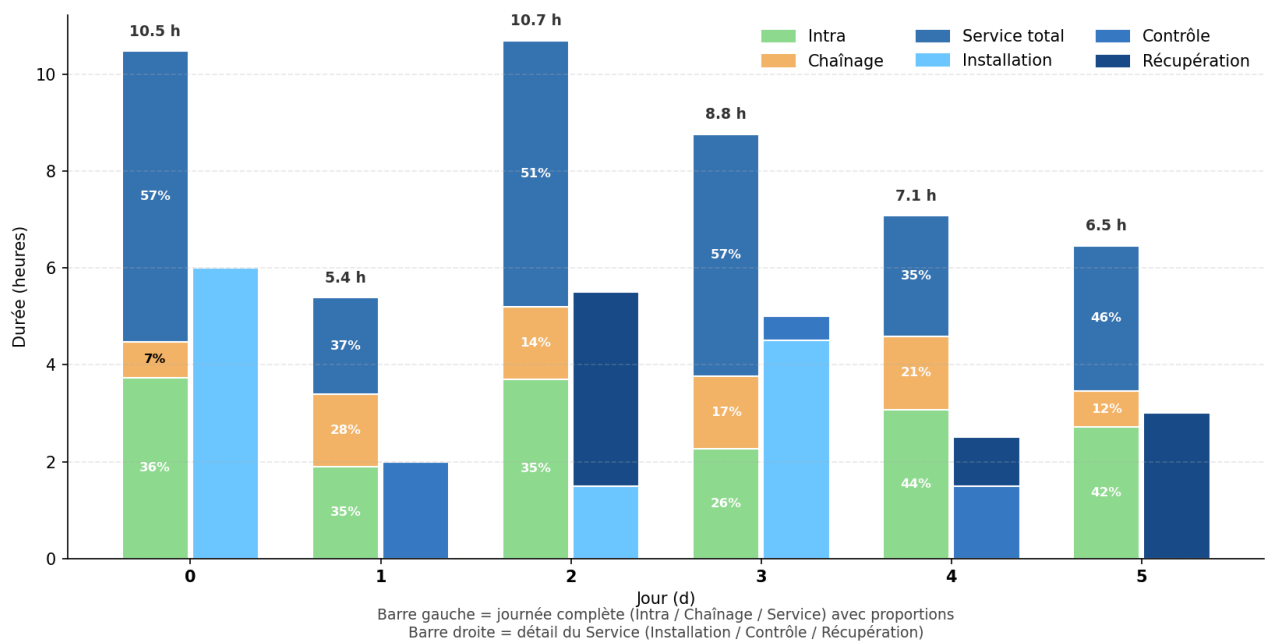


(f) Planing du samedi, soit le jour 5

FIGURE 8.9 – Test 2 - Exemple de rendu de trajet journalier sous-secteur 21 : série de vues - *Version haute résolution en annexe F.2.2*



(a) Évolution du stock d'antennes au fil des jours (r21)



(b) Temps de travail journalier (chaînage = inter-jour, intra = intra-jour)

FIGURE 8.10 – Test 2 - Indicateurs temporels et logistiques pour le sous-secteur 21 - Version haute résolution en annexe F.2.2

### 8.3 Phase test 2 - Extension sur le jeu de donnée 2028

Le jeu de données 2028 correspond à la prochaine campagne nationale. Nous testons, dans cette section, le jeu de données sur notre prototype.

Le tableau 8.5 représente les paramètres utilisés pour les différents cas du jeu de données 2028, notamment avec 2 sites supplémentaires à visiter et plusieurs sites nouvellement considérés comme PSAgA.

Paramètre	automatique	manuelle
Nbr total d'antennes	4	4
Nbr maximal de sites par sous-secteur	8	8
Nbr de jours par semaine	6	6
Activation des blocs PSAgA	Oui	Oui
Activation des sites à visiter en priorité le matin	Oui	Oui
Activation de sous-secteurs supplémentaires	Oui	Oui
Nbr de sous-secteurs supplémentaires	11	2
Inclusion des sites HFP	Oui	Oui
Règle frontière	Oui	Oui
Règle jour mauvais	Oui	Oui
Règle cascade	Oui	Oui
Nbr d'itérations	20	20
Intervention humaine (modification de l'affectation site → sous-secteur)	Non	Oui

TABLEAU 8.5 – Principaux paramètres (2028)

Les différents exports détaillés du prototype (stock d'antennes, durée de travail, etc.) figurent en annexe F.2.4 et F.2.5.

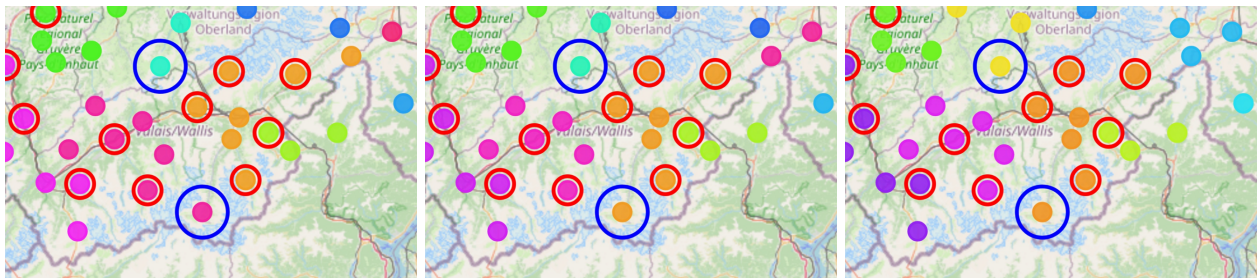
#### 8.3.1 Prototype avec répartition automatique (Test 5)

L'objectif de ce test est d'évaluer la solidité du prototype, sans intervention manuelle, y compris dans le changement de l'affectation des sites.

##### 8.3.1.1 Interprétation de la répartition automatique des sous-secteurs

L'ajout de sous-secteurs supplémentaires ne permet pas nécessairement de décharger une zone problématique. Le sous-secteur 27 est, en dépit de deux sous-secteurs supplémentaires, contraignant. En ajoutant 3, 5, ou 8 sous-secteurs, la région du Haut-Valais reste chargée et ne conduit pas une solution faisable (figure 8.11). Il a fallu un ajout de 10 sous-secteurs pour que ce sous-secteur devienne faisable.

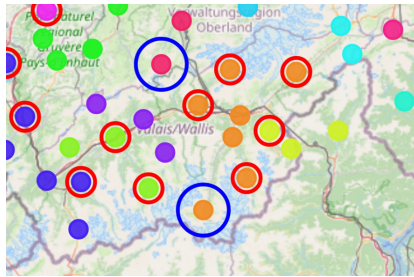
Ces résultats montrent que l'ajout automatique de sous-secteurs est réalisé globalement : la méthode effectue une répartition globale et ne cible pas spécifiquement les zones problématiques. Par conséquent, une augmentation du nombre de sous-secteurs n'implique pas nécessairement une amélioration locale ou une meilleure faisabilité dans les régions les plus contraignantes.



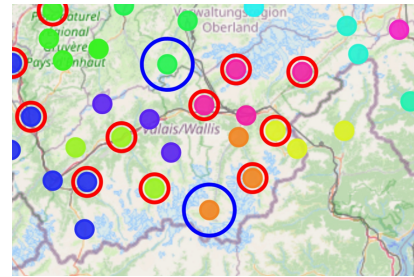
(a) +2 sous-secteurs (Valais central in-faisable)

(b) +3 sous-secteurs (Haut Valais in-faisable)

(c) +5 sous-secteurs (Haut Valais in-faisable)



(d) +8 sous-secteurs (Haut Valais in-faisable)



(e) +10 sous-secteurs (Solution faisable)

FIGURE 8.11 – Test 5 – Ajout de sous-secteurs supplémentaires (2028 - Automatique) - Sous-secteurs contraignants

### 8.3.1.2 Résultat

Le tableau 8.7 présente les résultats des sous-secteurs et secteurs.

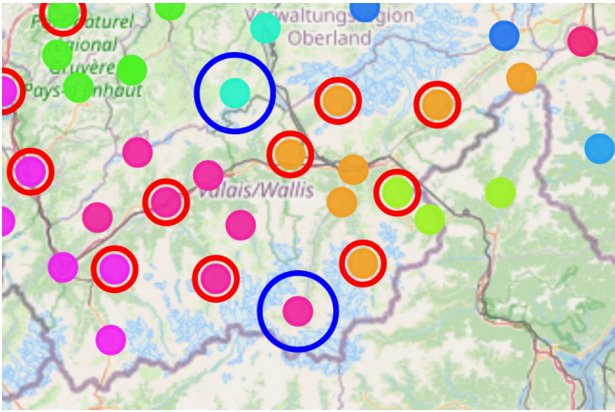
En raison du nombre élevé de PSaGA dans la région du Haut-Valais (Visp) et l’absence de sous-secteur voisin disposant d’une capacité suffisante, un sous-secteur n’a pu ni être associé à un binôme pouvant l’aider, ni recevoir un aide du dépôt, qui fait l’aller-retour et respecte les contraintes opérationnelles. Les résultats relatifs à l’aide supplémentaire de ce sous-secteur ne sont pas comptabilisés dans les totaux et ne sont pas présents dans les différents exports.

## 8.3.2 Prototype avec répartition manuelle (Test 4)

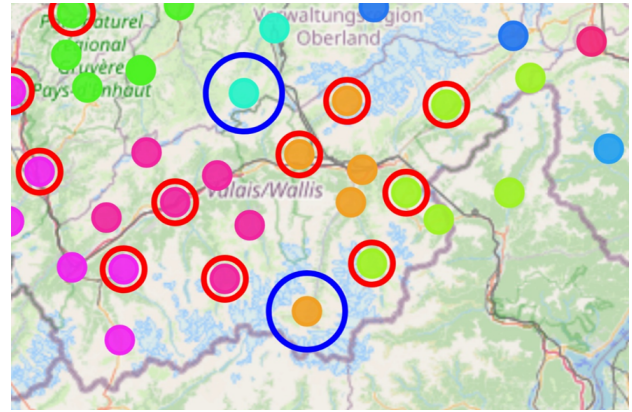
Le choix a été de tester avec 2 sous-secteurs supplémentaires en raison de l’augmentation du nombre de sites et de PSaGA, qui exigent un deuxième collaborateur et donc du temps de travail supplémentaire. Un test a été effectué avec 30 sous-secteurs, soit le nombre de sous-secteurs de base de swisstopo.

### 8.3.2.1 Sous-secteurs problématiques et ajustements

Aucune solution n’a pu être retenue en maintenant l’affectation initiale des sites en sous-secteurs, en raison d’un sous-secteur dans le Haut-Valais. L’augmentation des visites définies comme PSaGA génère plus d’allers-retours sur le sous-secteur afin de les visiter en début de la tournée. Ce sous-secteur est proche d’un sous-secteur peu chargé (4/8 sites), soit celui du Haut-Valais (*Simplon, Fieschertal, Gondo, Crodo d’Ossola*) (figure 8.12).



(a) Situation initiale avant adaptation manuelle



(b) Nouvelle répartition après adaptation manuelle

FIGURE 8.12 – Test 4 – Comparaison avant / après de la répartition des sous-secteurs (2028 - Manuelle)

Sous-secteur	Région	Cause principale de l'infaisabilité	Action
r27	Haut valais / Valais central	Sous-secteur fortement chargé, présence de sites PSAGa répartis sur l'ensemble du sous-secteur rendant la semaine non planifiable sous contraintes et un site devant être visité le matin.	Déplacement du site <i>Zermatt</i> (passage à la région de Viège r3) Déplacement des sites <i>Saas Fee</i> , <i>Nufenenpass</i> et <i>Fieschertal</i> (passage à la région du Simplon r7)

TABLEAU 8.6 – Principaux sous-secteurs infaisables observés sur le jeu 2028 et ajustements appliqués

### 8.3.2.2 Résultat

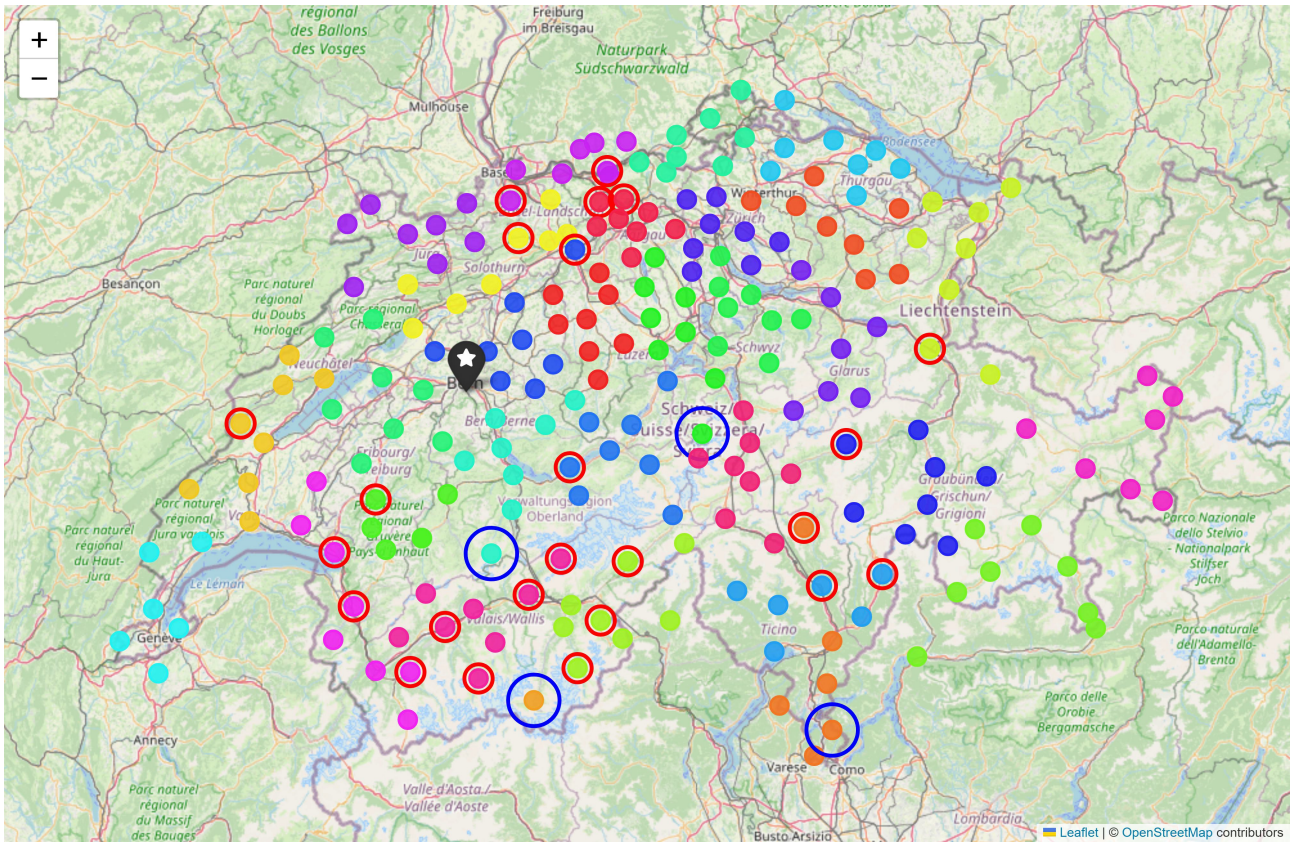
Une solution complète a été obtenue pour la répartition des sous-secteurs. La solution n'a pas pu être complètement obtenue pour les secteurs.

### 8.3.2.3 Limites résiduelles

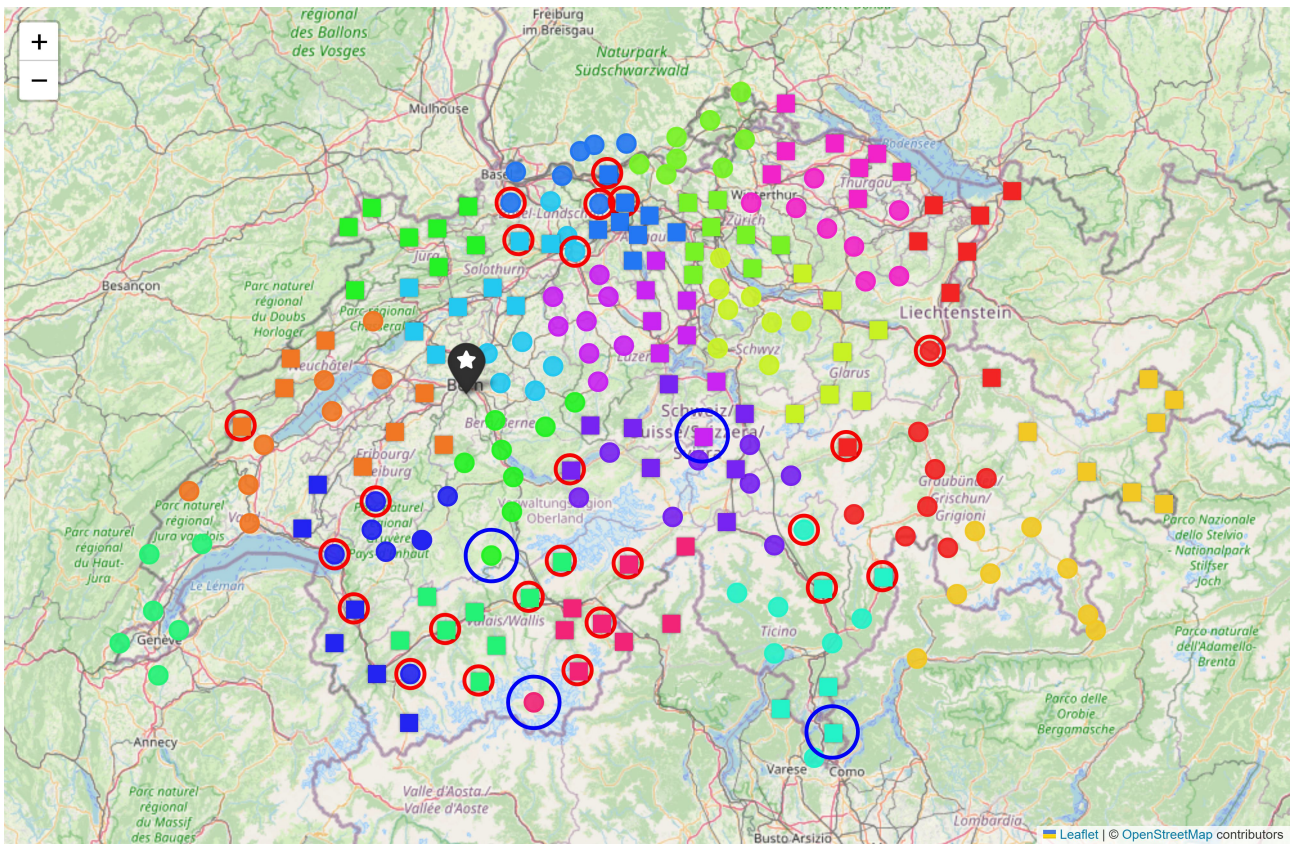
Les mêmes limitations sont observées dans la configuration manuelle. Deux sous-secteurs dans la région du Haut-Valais / Valais central restent infaisables lors de la création des binômes en raison du nombre élevé de sites PSAGa. Le sous-secteur du Haut-Valais r7 est proche d'un sous-secteur isolé. La création des binômes est réalisée en sélectionnant les sous-secteurs plus proches, *Zermatt* étant éloigné n'a pas été sélectionné comme binôme test, alors qu'il aurait les disponibilités pour venir aider.

Les limites des solutions manuelles et automatiques sont similaires et la possibilité du collaborateur du dépôt de dormir sur place doit être intégrée afin d'avoir une solution raisonnable.

Le tableau 8.7 mentionne les résultats. La figure 8.13b représente les secteurs finaux qui sont réalisés sur la base des sous-secteurs.



(a) Répartition des sites aux sous-secteurs *couleur = sous-secteur*



(b) Répartition finale des secteurs *couleur = secteurs, forme = sous-secteur*

FIGURE 8.13 – Test 4 - Répartition des sites (2028 - Manuelle) (*cercle rouge = PSAgA, cercle bleu = Site du matin*) - Version haute résolution en annexe F.2.4

### 8.3.3 Analyse et comparaisons globale

Indicateur	automatique	manuelle
Nbr de secteurs	16	15
Nbr de sous-secteurs	32	30
Nbr total de jours	191	175
Nbr total d'heures	1626	1512
Distance totale parcourue [km]	39 779	42 208
Nbr de secteur avec aide dépôt	1	0
Nbr de secteurs sans aide dépôt et binômes	1	2
Nbr de secteurs binômes	8	6
Nbr de nuits	155	145
Durée du calcul [min]	145	200
Machine de calcul	Serveur	Serveur
Intervention manuelle	Non	Oui
Caractéristiques par défaut ok	Non	Non

TABLEAU 8.7 – Comparaison entre la répartition automatique (test 5) et celle manuelle (test 4) (2028)

#### 8.3.3.1 Comparaison

L'optimisation des secteurs n'a pas pu être totalement résolue dans les deux variantes (manuelle et automatique). Cette limitation concerne spécifiquement la région du Haut-Valais / Valais central, dont le nombre élevé des sites PSAgA empêche la création d'un binôme ou le recours à une aide du dépôt, sans violer une autre contrainte opérationnelle (comme la visite du matin).

Dans ce cas spécifique du Haut-Valais / Valais central, la possibilité de dormir sur place pour le collaborateur du dépôt devrait être intégrée dans le modèle. Par conséquent, le nombre de jours aurait été pour la version manuelle (175 jours auxquelles sont ajoutés les 4 jours pour le sous-secteur du Valais central et 3 jours pour le Haut-Valais) et pour la version automatique (191 jours auxquelles s'ajoute 3 jours), sous l'hypothèse que la nuit sur place donnait une solution faisable seulement pour ces sous-secteurs.

L'ajout de 2 sites et de plusieurs sites PSAgA a généré une augmentation d'une dizaine de jours supplémentaires, qui doit être considéré comme une évaluation maximale, car les sites PSAgA rouges et oranges sont traités de manière identique avec la présence de deux collaborateurs (obligatoire pour les rouges et facultative pour les oranges).

### 8.3.4 Influence des règles heuristiques

#### 8.3.4.1 Cascade

La règle de cascade a été, dans la variante manuelle, appliquée. Ces exemples montrent que la règle cascade se base sur des déplacements unilatéraux de site vers des sous-secteurs disposant de capacité disponible (relation de type 1-0). Il ne s'agit pas d'un échange direct, mais d'un mécanisme de rééquilibrage progressif. Selon le nombre d'étapes successives impliquées, une cascade peut rester locale ou conduire à une réorganisation plus étendue de la solution.

Sites	Règle	Origine	Destination	Changement	relation
Fafleralp	Cascade	3 (orange clair)	27 (rose)	-	1 - 0
Jeizinen	Cascade	3 (orange clair)	27 (rose)	-	1 - 0
Stalden	Cascade	3 (orange clair)	7 (vert)	-	1 - 0
Lalden	Cascade	3 (orange clair)	7 (vert)	-	1 - 0

TABLEAU 8.8 – Test 4 (manuelle) - Exemples de changements testés entre les itérations 1 et 2

La figure 8.14 illustre un exemple de combinaison de cascade entre deux itérations, ayant abouti à une réaffectation complète et qui a été retenu pour l'itération 2.

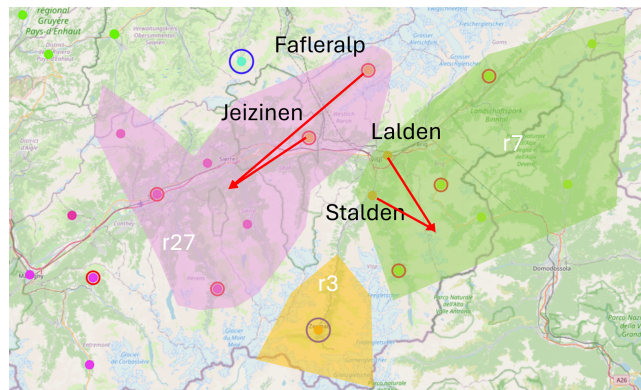


FIGURE 8.14 – Test 4 (manuelle) - Exemple de tentative de cascade entre 2 itérations. Les flèches rouges représentent une réaffectation de site.

### 8.3.4.2 Limites générales

Plusieurs limites ont été identifiées lors des différentes tentatives :

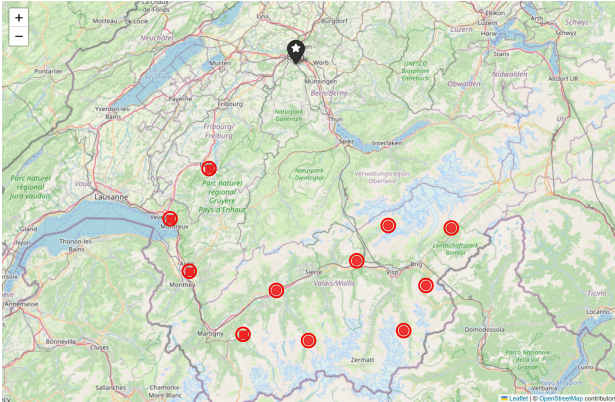
- **Mécanisme de cascade** : Mécanisme peut conduire à des séquences répétitives de réaffectation entre itérations successives, en l'absence de mémoire des changements. L'aspect itératif limité n'avait pas été intégré, car l'aspect cascade implique une fermeture graduelle du sous-secteur, après plusieurs itérations. Le mécanisme devrait ainsi conserver l'information et constater une amélioration ou non par rapport à l'itération précédente.
- **Ajout de sous-secteur** : L'ajout de sous-secteur influence l'échelle globale de la répartition. L'ajout de sous-secteurs supplémentaires ne cible pas spécifiquement les zones les plus contraignantes et une solution globale est reconstruite. Cette approche globale ne permet pas toujours de régler des problèmes locaux et plusieurs tentatives sont nécessaires pour y parvenir. De plus, l'aspect local pourrait être intéressant pour les règles heuristiques, afin de se concentrer dans une région et non d'appliquer isolément des règles heuristiques sur l'ensemble du territoire.
- **Réoptimisation locale** : Réoptimisation de la cible locale par exemple en regroupant temporairement deux ou trois sous-secteurs voisins pour relancer une optimisation interne plus flexible.
- **PSAgA** : Aucune distinction n'a été faite dans le traitement des points oranges (deux collaborateurs facultatifs) et rouges (obligation de deux collaborateurs) des PSAgA, ce qui conduit à un nombre maximal de jours nécessaires, qui pourrait, dans la réalité, sensiblement diminuer avec la présence d'un collaborateur pour un point orange.

## 8.4 Phase test 3 - Test complémentaires sur la base du jeu 2028

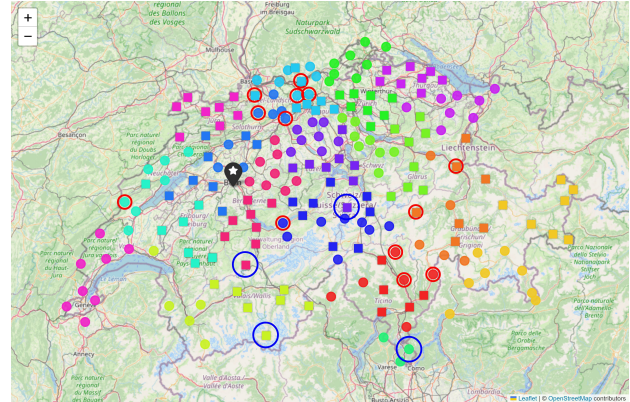
### 8.4.1 Dissociation des sites PSAgA (Test 6)

Les sites PSAgA constituent, une principale contrainte dans la planification, notamment lors de la création des binômes et du recours à des aides du dépôt. Un test complémentaire est effectué en séparant certains PSAgA de l'ensemble de la campagne afin de faire 2 campagnes distinctes.

- une campagne dédiée à certains sites PSAgA (région Valais),
- une campagne principale regroupant les autres sites.



(a) Secteurs avec les sites dissociés de la campagne principale - campagne secondaire



(b) Secteur de la campagne principale

FIGURE 8.15 – Test 6 – Regroupement des campagnes (séparation partielle des PSAgA et non PSAgA) (2028 - Manuelle) - Version haute résolution en annexe F.2.6

#### 8.4.1.1 Analyse et comparaisons globale

Indicateur	secondaire	principale
Nbr de secteurs	1	15
Nbr de sous-secteurs	2	29
Nbr total de jours	14	171
Nbr total d'heures	131	1449
Distance totale parcourue [km]	4658	39 779
Nbr de secteur avec aides dépôt	1	0
Nbr de secteur sans aides dépôt et binômes	1	0
Nbr de secteur binômes	0	6
Nbr de nuits	8	142
Durée du calcul [min]	13	420
Macine de calcul	Laptop	Laptop
Intervention manuelle	Non	Non
Caractéristiques par défaut ok	Oui	Oui

TABEAU 8.9 – Résultat de la campagne principale et secondaire (2028)

Le tableau 8.9 montre que la séparation des sites PSAgA simplifie l'organisation de la campagne principale ; elle ne donne cependant pas de solution entièrement faisable pour la campagne des PSAgA elle-même. Une solution totale n'a pas pu être trouvée. L'aide via binôme n'a pas fonctionné pour la campagne seulement des PSAgA d'un sous-secteur. 6 jours supplémentaires sont nécessaires pour un aide du dépôt (soit la durée minimale pour effectuer tous ces sites).

Cette répartition reviendrait à 191 jours de travail, dont 10 jours d'un aide du dépôt pour un secteur et est supérieure à la répartition manuelle précédemment présentée.

Cette approche a cependant un avantage organisationnel. La campagne dédiée aux sites PSAgA regroupe exclusivement des sites oranges pour lesquels la présence du deuxième collaborateur est facultative. Ainsi, cette configuration offre une flexibilité : dans le cas où le collaborateur n'y aurait pas besoin de l'aide, sa planification serait plus simple et si un problème devrait survenir, il y aurait toujours le second collaborateur du secteur présent, qui serait disponible.

### 8.4.2 Augmentation du nombre d'antennes (Test 7)

Un autre test a été effectué avec l'augmentation du nombre d'antennes de 8 à 10 afin d'analyser, si l'ajout de 2 antennes (une par sous-secteur) permet une amélioration de l'efficacité. Ainsi, un sous-secteur peut contenir jusqu'à 10 sites au lieu de 8.

#### 8.4.2.1 Analyse et comparaisons globale

Un résultat a été obtenu pour l'optimisation des sous-secteurs et des secteurs. Les résultats de ce test figurent en annexe F.2.7.

Indicateur	automatique
Nbr de secteurs	17
Nbr de sous-secteurs	33
Nbr total de jours	192
Nbr total d'heures	1688
Distance totale parcourue [km]	45 738
Nbr de secteurs avec aides dépôt	3
Nbr de secteur sans aides dépôt et binômes	0
Nbr de secteurs binômes	9
Nbr de nuits	148
Durée du calcul [min]	290
Machine de calcul	Serveur
Intervention manuelle	Non
Caractéristiques par défaut ok	Oui

TABLEAU 8.10 – Résultat avec 10 antennes (2028)

Le nombre de sous-secteurs a augmenté. Les règles heuristiques ne sont pas suffisantes. Les limites sont notamment influencées par la possibilité d'avoir 10 sites dans un sous-secteurs. En effet les sous-secteurs ayant une capacité pleine de 9 / 10 sites sont principalement des sous-secteurs n'ayant pas PSAgA ou des sites du matin. La présence des PSAgA ou du matin est très contraignant, ce qui a un impacte notamment dans les cascades. Les sous-secteurs voisins sélectionnés qui sont les plus proches, mais s'ils ont déjà 8 sites et des PSAgA, ils ont déjà des journées pleines et ne peuvent pas absorber des sites en plus même si la capacité le permet. Il serait donc intéressant de pouvoir tenir compte pas non seulement du nombre de sites mais aussi des caractéristiques des sites inclus dans le sous-secteur.

### 8.4.3 A partir du solveur CBC

Un test d'optimisation des sous-secteurs a été effectué avec le solveur CBC (solveur open source). Aucun résultat n'a été obtenu après 6 h, ce qui démontre l'avantage de l'utilisation du solveur Gurobi avec un aussi grand modèle et notamment d'avoir des résultats plus rapidement afin de tester différentes configurations.

# Chapitre 9

## Améliorations et perspectives

Ce chapitre présente les principales améliorations de ce travail.

Le travail de master est réalisé sur une durée fixe, il n'a pas été possible de terminer les développements. Ainsi, plusieurs progrès sont encore nécessaires pour un produit finale.

### 9.1 Modèle métier

#### 9.1.1 Calcul de temps des trajets

Le modèle développé dans ce travail constitue une première approche fonctionnelle de la création des campagnes de mesures, mais plusieurs hypothèses simplifiées limitent encore la réalité opérationnelle.

Une amélioration prioritaire concerne le calcul des temps de trajets entre les sites. Ces temps, qui sont actuellement calculés avec l'API OpenStreetMap, ne sont pas toujours cohérents. En particulier, les sites ne sont pas systématiquement snappés au réseau routier, ce qui peut entraîner une sous-estimation des durées associées.

De plus, le script développé ne gère pas l'aspect multi-modal. Par conséquent, les temps de trajet ne sont pas toujours directement exploitables d'un site à un autre et nécessitent l'ajout d'un temps supplémentaire estimé manuellement pour compenser les imprécisions liées au rattachement au réseau routier et au changement de mode de déplacement.

L'intégration d'un algorithme plus avancé permettrait d'avoir des durées de trajet plus réalistes et mieux adaptées aux contraintes du terrain (eg. construction d'un modèle local et personnel).

#### 9.1.2 Contraintes

La prise en compte de contraintes temporelles d'accessibilité des sous-secteurs représente une future extension. Certains sites ne sont accessibles qu'à des périodes de la journée, ce qui n'est pas seulement modélisé avec la restriction du premier site de la journée. L'introduction d'une variable temporelle, distinguant par exemple site du matin et de l'après-midi, permettrait de mieux correspondre à la réalité du terrain.

La gestion des nuitées des collaborateurs du dépôt aidant les PSAgA est une piste d'amélioration. Le modèle actuel suppose des allers-retours quotidiens vers le dépôt, ce qui peut restreindre les possibilités pour les sites éloignés du dépôt ou les visites de plusieurs sites durant la journée. De plus, la variante de la nuit pourrait être testée si les allers-retours au dépôt ne permettrait pas d'avoir une solution faisable.

## 9.2 Stabilisation et approche heuristique

Un axe prioritaire d'amélioration concerne l'optimisation locale des sous-secteurs. Bien que les modifications du territoire soient déjà progressivement réalisées d'une itération à l'autre, les règles heuristiques sont appliquées globalement et non localement. Une amélioration consisterait à introduire des zones locales afin de restreindre la portée des règles heuristiques aux sous-secteurs géographiquement proches. Les adaptations seraient ainsi appliquées uniquement sur des ensembles localisés et limités, sans des modifications sur l'ensemble du territoire. Cette approche permettrait de renforcer la cohérence spatiale des ajustements, tout en conservant la réduction de la taille du problème traité à chaque itération.

La gestion des contraintes non satisfaites doit être améliorée. Lorsqu'une solution n'est pas réalisable, un nouveau sous-secteur est ajouté de manière globale, sans lien direct avec la zone géographique à l'origine du blocage. Une amélioration consisterait à identifier la localisation du problème et à ajouter ou ajuster des sous-secteurs uniquement dans la zone concernée. Cette approche permettrait de cibler plus précisément les adaptations nécessaires et d'éviter des modifications inadéquates sur d'autres parties du territoire.

Une amélioration de la boucle séquentielle pourrait également être envisagée. En cas d'échec lors de la construction des binômes, il serait pertinent de définir des mécanismes d'adaptation permettant de revenir à l'étape de génération des sous-secteurs. La nature des ajustements à effectuer, qu'il s'agisse de modifier l'affectation des sites au sous-secteur ou d'ajouter de nouveaux sous-secteurs, resterait à déterminer en fonction de la cause identifiée du blocage.

## 9.3 Performance et durabilité

Des perspectives doivent être testées en matière de performance : créer les contraintes uniquement sur les sous-secteurs flexibles notamment lors de la phase itérative. De plus, une analyse devrait être faite sur le modèle mathématique afin de vérifier si certaines contraintes ou variables sont redondantes et permettrait de réduire le modèle pour gagner en temps de calcul. Cette réduction permettrait d'utiliser des solveurs open source alternatif tels que CBC.

D'autres d'améliorations peuvent être envisagées telles que :

- une meilleure structuration du code et une homogénéisation des nombres des fonctions, variables, etc,
- l'ajout de nouvelles règles heuristiques pour regrouper des sous-secteurs,
- des restrictions supplémentaires sur la formation des binomes liés au dépôt (par exemple 1 binôme ne peut pas avoir 2 sous-secteurs qui nécessitent la présence d'aide du dépôt).

# Conclusion

Les résultats des deux dernières campagnes nationales de mesures GNSS de swisstopo effectuées chaque 6 ans sont, après la prise en considération des éléments ponctuels (par exemple, journées de formation, intervention d'un stagiaire) similaires et ne peuvent être améliorés qu'en créant un outil d'aide à la planification, en utilisant notamment la programmation linéaire et certaines théories, telles que la tournée des véhicules.

Le but de ce travail est de minimiser le nombre de semaines de la campagne nationale (une quinzaine de semaines), puis des jours et enfin des heures sur le terrain, en respectant les différentes contraintes techniques, opérationnelles et logistiques.

La principale problématique a été d'obtenir, dans des délais raisonnables, des résultats satisfaisants et cohérents avec un nombre élevé de jeux de données. A cet effet, la problématique a été décomposée en plusieurs étapes :

- l'affectation des 221 sites aux sous-secteurs avec la méthode des k-medoid sous contrainte de capacité,
- l'optimisation des sous-secteurs avec des règles heuristiques pour une amélioration locale, telle que la règle de la cascade utilisée lors d'un nombre trop élevé de sous-secteurs actifs,
- la création des secteurs en regroupant 2 sous-secteurs proches géographiquement.

La fiabilité de la planification du prototype a été validée par la comparaison des résultats de la campagne 2022 effectuée par swisstopo et ceux obtenus par le prototype, qui est donc une base fiable pour toute future planification.

Les résultats directs du prototype sont globalement cohérents et doivent faire l'objet de l'esprit critique des collaborateurs expérimentés pour la cohérence de la planification. Chaque caractéristique des sites (par exemple, site à visiter le matin), qui a une influence significative sur les résultats de la planification, doit être analysée de manière approfondie.

Les mesures organisationnelles suivantes pourraient être analysées de manière approfondie et, le cas échéant, implémentées :

- visite de certains PSAgA isolés effectuée de manière indépendante de la campagne nationale afin d'avoir plus de flexibilité pour la planification des sites standards,
- possibilité pour le collaborateur du dépôt de dormir sur place afin d'éviter des allers et retours journaliers au dépôt,
- support de collaborateurs locaux lors des interventions dans des sites éloignés du dépôt et parfois isolés (par exemple, les Alpes) afin d'éviter de longs déplacements aux collaborateurs de swisstopo.

Le prototype créé a cependant des limites qui doivent être prises en considération par les utilisateurs :

- nécessité d'utiliser le solveur Gurobi (logiciel propriétaire) afin de traiter un très grand nombre de données et d'obtenir des résultats satisfaisants dans des délais raisonnables. La possibilité d'utiliser des solveurs open source doit être envisagée, si la réduction du modèle est possible,
- revue de la structure et de la syntaxe du code afin de renforcer la cohérence,

— impossibilité d’inclure certaines hypothèses, telles que la visite d’un site uniquement l’après-midi.

Ce prototype ne permet pas de remplacer intégralement la planification actuelle de swisstopo, mais de la compléter et de l’améliorer, par exemple en ayant diminué le nombre de jours de la campagne 2022 d’une dizaine de jours. De plus, la planification automatique de 170 jours a été diminuée de 7 jours de la planification du prototype selon la répartition de swisstopo, ce qui démontre l’efficacité et le potentiel de l’outil de planification.

En conclusion, ce travail a posé les bases solides d’une planification plus automatisée, en complément des précédentes campagnes et des expériences des collaborateurs, qui demeureront indispensables à toute bonne planification.

# Bibliographie

- APPRENEZ FACILEMENT LES STATISTIQUES, 2025. *Qu'est-ce que : le clustering K-Médoids* [<https://fr.statisticseasily.com/glossario/what-is-k-medoids-clustering/>]. [visité le 2025-10].
- BEDERINA, Mohamed, 2018. *Optimisation des tournées de véhicules pour la collecte des déchets* [en ligne]. [visité le 2025-11]. Disp. à l'adr. : <https://theses.hal.science/tel-03692170>. Thèse de doctorat. Université de Tlemcen. Consulté p. 37.
- CONTRIBUTORS, Wikipédia, 2025. *Problème de tournées de véhicules* [en ligne]. [visité le 2025-11-09]. Disp. à l'adr. : [https://fr.wikipedia.org/wiki/Probl%C3%A8me\\_de\\_tourn%C3%A9es\\_de\\_v%C3%A9hicules#cite\\_ref-1](https://fr.wikipedia.org/wiki/Probl%C3%A8me_de_tourn%C3%A9es_de_v%C3%A9hicules#cite_ref-1).
- DANTZIG, George B.; RAMSER, John H., 1959. The Truck Dispatching Problem. *Management Science* [en ligne]. T. 6, n° 1, p. 80-91 [visité le 2025-11]. Disp. à l'adr. : <http://www.jstor.org/stable/2627477>.
- GONZALEZ, Teofilo F., 1985. Clustering to minimize the maximum intercluster distance. *Theoretical Computer Science* [en ligne]. T. 38, n° 2-3, p. 293-306 [visité le 2025-10]. Disp. à l'adr. : <https://www.sciencedirect.com/science/article/pii/0304397585902245>.
- GUILLAUME, Sébastien, 2024a. *Éléments de géodésie*. HEIG-VD.
- GUILLAUME, Sébastien, 2024b. *Mathématiques appliquées*. HEIG-VD.
- GUROBI OPTIMIZATION, LLC, 2025. *Gurobi Optimizer — Official Website* [en ligne]. [visité le 2025-11]. Disp. à l'adr. : <https://www.gurobi.com>.
- INTELLIGENCE, Soutien, 2025a. *Problème de tournées de véhicules (VRP)* [en ligne]. [visité le 2025-11]. Disp. à l'adr. : <https://soutienintelligence.com/articlesbycategorypretty/cplex/probleme-de-tournees-de-vehicules-vrp>.
- INTELLIGENCE, Soutien, 2025b. *Problème du voyageur de commerce (TSP)* [en ligne]. [visité le 2025-11]. Disp. à l'adr. : <https://soutienintelligence.com/articlesbycategorypretty/cplex/probleme-du-voyageur-de-commerce-tsp>.
- IS GUROBI DETERMINISTIC?, 2025. *Gurobi Optimization, LLC* [en ligne]. [visité le 2026-01-28]. Disp. à l'adr. : <https://support.gurobi.com/hc/en-us/articles/360031636051-Is-Gurobi-deterministic>. Plateforme de cartes et de planification d'itinéraires.
- MILLER, C. E.; TUCKER, A. W.; ZEMLIN, R. A., 1960. Integer Programming Formulation of Traveling Salesman Problems. *Journal of the ACM* [en ligne]. T. 7, n° 4, p. 326-329 [visité le 2025-11]. Disp. à l'adr. : <https://dl.acm.org/doi/pdf/10.1145/321043.321046>.
- NAJMAN, Jaromil, 2025. *How do I model conditional statements in Gurobi?* [<https://support.gurobi.com/hc/en-us/articles/4414392016529-How-do-I-model-conditional-statements-in-Gurobi>]. [visité le 2025-11].
- OFFICE FÉDÉRAL DE TOPOGRAPHIE (SWISSTOPO), 2005. *Directives pour la détermination des points fixes de la mensuration officielle* [en ligne]. Actualisées décembre 2009 et décembre 2010. Wabern, Suisse [visité le 2025-11-12]. Disp. à l'adr. : <https://www.cadastre-manual.admin.ch/dam/fr/sd-web/US68jUDTnhIS/Richtlinie-Bestimmung-Fixpunkte-fr.pdf>.

- OFFICE FÉDÉRAL DE TOPOGRAPHIE (SWISSTOPO), 2021. *La Suisse se déplace* [en ligne]. [visité le 2025-11]. Rapp. tech. Disp. à l'adr. : <https://www.swisstopo.admin.ch/fr/la-suisse-se-deplace>.
- OFFICE FÉDÉRAL DE TOPOGRAPHIE (SWISSTOPO), 2022a. *Rapport GNSS2022 – Campagne nationale de mesure* [en ligne]. [visité le 2025-11]. Rapp. tech.
- OFFICE FÉDÉRAL DE TOPOGRAPHIE (SWISSTOPO), 2022b. *Travailler à la masse, mais au millimètre près* [en ligne]. [visité le 2025-11]. Rapp. tech. Disp. à l'adr. : <https://www.swisstopo.admin.ch/fr/travailler-a-la-masse-mais-au-millimetre-pres>.
- OFFICE FÉDÉRAL DE TOPOGRAPHIE SWISSTOPO, 2022. *La mensuration nationale est mise à jour* [<https://www.news.admin.ch/fr/nsb?id=88963>]. Communiqué de presse, publié le 23 mai 2022.
- Open Source Routing Machine – Documentation*, [s. d.] [<https://project-osrm.org/docs/>]. [visité le 2025].
- OPENROUTESERVICE, [s. d.]. *OpenRouteService Maps - directions, isochrones and places* [en ligne]. [visité le 2025]. Disp. à l'adr. : <https://maps.openrouteservice.org/#/place/@7.859344482421876,46.042020725964285,6>. Plateforme de cartes et de planification d'itinéraires.
- OPENROUTESERVICE TEAM, 2024. *Travel Speeds* [en ligne]. openrouteservice backend documentation. [visité le 2025]. Disp. à l'adr. : <https://giscience.github.io/openrouteservice/technical-details/travel-speeds/>. Accessed : 2025-02-17.
- OPENSTREETMAP CONTRIBUTORS, 2025. *API – OpenStreetMap Wiki* [<https://wiki.openstreetmap.org/wiki/API>]. [visité le 2025-11].
- OPENSTREETMAP CONTRIBUTORS, [s. d.(a)]. *OpenStreetMap - carte interactive* [en ligne]. [visité le 2025]. Disp. à l'adr. : <https://www.openstreetmap.org/#map=10/46.7693/7.8525&layers=N>. Plateforme de cartes et de planification d'itinéraires.
- OPENSTREETMAP CONTRIBUTORS, [s. d.(b)]. *OpenStreetMap Way 114446688* [en ligne]. [visité le 2026-01-26]. Disp. à l'adr. : <https://www.openstreetmap.org/way/114446688>.
- OpenStreetMap Wiki – Routing*, [s. d.] [<https://wiki.openstreetmap.org/wiki/Routing>]. [visité le 2025].
- POLYMORPHE, 2018. *Le problème du voyageur de commerce (TSP)* [en ligne]. [visité le 2025-11-08]. Disp. à l'adr. : [https://polymorphe.free.fr/cours/ia/tsp/these\\_chap\\_4%28TSP%29.pdf](https://polymorphe.free.fr/cours/ia/tsp/these_chap_4%28TSP%29.pdf). Support de cours en ligne (PDF).
- PULP DEVELOPERS, 2025. *PuLP — A Python Linear Programming API* [<https://pypi.org/project/PuLP/>]. [visité le 2025-11].
- SOLNON, Christine, 2015. *Algorithmes pour les graphes* [en ligne]. [visité le 2025-12-10]. Disp. à l'adr. : <https://perso.liris.cnrs.fr/christine.solnon/coursAlgoGraphes.pdf>. Support de cours en ligne (PDF).
- STACKEXCHANGE, Math, 2017. *How to write if-else statement in linear programming* [<https://math.stackexchange.com/questions/2500415/how-to-write-if-else-statement-in-linear-programming>]. [visité le 2025-11].
- SUVA, 2026. *PSA gegen Absturz : Ein Lebensretter, wenn richtig eingesetzt* [en ligne]. [visité le 2026-01-21]. Disp. à l'adr. : <https://www.suva.ch/de-ch/praevention/lebenswichtige-regeln-und-bestimmungen/gut-geschuetzt-mit-persoenerlicher-schutzausruestung/psa-gegen-absturz-anseilschutz-bei-arbeiten-in-der-hoehe?lang=de-CH>.
- SWISSTOPO, 2022. *Detailplanung GNSS 2022* [en ligne]. [visité le 2026-01-31]. Fichier interne au format Excel.
- SWISSTOPO, 2022. *Concept de mise à jour de la mensuration nationale (Rapports swisstopo 09-14 et 10-11)* [en ligne]. [visité le 2025-11]. Rapp. tech.
- TALBOT, Jean-Pierre, 2019. *Programmation linéaire en nombres entiers : Formulation des problèmes* [en ligne]. [visité le 2025-11-08]. Disp. à l'adr. : [https://perso.esiee.fr/~talboth/ESIEE/IF4-ALG2/pdf/05\\_IP\\_formulation.pdf](https://perso.esiee.fr/~talboth/ESIEE/IF4-ALG2/pdf/05_IP_formulation.pdf). Support de cours en ligne (PDF).

THIÉMARD, Michela, 2024. *Mathématiques*. HEIG-VD.

UNIVERSITÉ DE BORDJ BOU ARRERIDJ, 2025. *Mémoire académique sur la logistique et l'optimisation* [<https://dspace.univ-bba.dz/server/api/core/bitstreams/25287edd-e56c-4a2d-95fc-9c544ef02725/content>]. [visité le 2025-11]. Consulté p. 25.

WIKIPÉDIA - PROBLÈME DU VOYAGEUR DE COMMERCE, 2025. *Problème du voyageur de commerce* [en ligne]. [visité le 2026-01]. Disp. à l'adr. : [https://fr.wikipedia.org/wiki/Probl%C3%A8me\\_du\\_voyageur\\_de\\_commerce](https://fr.wikipedia.org/wiki/Probl%C3%A8me_du_voyageur_de_commerce). Article wikipédia, publié le 18 novembre 2025.

WIKIPEDIA CONTRIBUTORS, 2025. *Approximation algorithm* — *Wikipedia, The Free Encyclopedia* [en ligne]. [visité le 2025-10]. Disp. à l'adr. : [https://en.wikipedia.org/wiki/Approximation\\_algorithm](https://en.wikipedia.org/wiki/Approximation_algorithm).



# Annexes

Une clé USB est attachée au présent exemplaire papier et contient les fichiers / dossiers mentionnés ci-dessous.

Dossier `A_Mathematiques` :

Cette annexe `A_Mathematiques.pdf` est structurée en trois parties :

- **A.1** - Méthode du Big-M pour la linéarisation des conditions logiques
- **A.2** - Règles de linéarisation des conditions logiques
- **A.3** - Gestion du stock : formulation Big-M détaillée

Dossier `B_Modele_Mathematiques` :

Cette annexe `B_Modele_Mathematiques.pdf` est structurée en une partie :

- **B.1** - Notation mathématique des sous-secteurs et secteurs (ensembles, paramètres, variables de décisions)

Dossier `C_Prototype` :

Cette annexe est structurée en plusieurs parties :

- `00_Script/01_Routing` : Tous les scripts pour le calcul de routing entre les sites / dépôt ainsi que les données d'entrées
- `00_Script/02_Optimisation` : Tous les scripts allant de l'affectation des sites à la création des secteurs ainsi que les données d'entrées.
- `C_Prototype.pdf` est structuré en 3 parties :
  - **C.1** - Aide pour l'utilisateur
  - **C.2** - Données de bases modifiées - Contenu de la gdb
  - **C.3** - Valeur par défaut des paramètres

Le dossier `00_Script/01_Routing/02_output` et `00_Script/02_Optimisation/optimisation/03_Output` sont volontairement vides. Ce dossier permet à l'utilisateur de copier coller le dossier `02_Optimisation` afin d'avoir déjà la structure prête pour tester le prototype.

Dossier `D_Informatique` :

Cette annexe `D_Architecture.pdf` est structurée en une partie :

- **D.1** - Implémentation et architecture

Dossier `E_Divers` :

Cette annexe `E1_kMedoidRedondance.pdf` contient une approche exploitée - k-medoids avec contrainte de capacité et redondance contrôlée

Dossier `F_Evaluation` :

- `01_Data` : Différentes cartes pour présenter les jeux de données 2022 et 2028
- `02_Resultat` : Les résultats bruts des différents tests effectués et la comparaison faite à la main ainsi que le suivi des tests effectués
- `03_Routing` : Les résultats bruts des résultats obtenus ainsi que les jeux de données en entrée utilisés

